

**INSTITUTUL POLITEHNIC TIMIȘOARA
FACULTATEA DE ELECTROTEHNICĂ**

Bulgacov Riuric Pavel

T E Z A D E D O C T O R A T

**Contribuții privind aranjarea informațiilor
pe discul magnetic în vederea reducerii
timpului de execuție al programelor**

**BIBLIOTECA CENTRALĂ
UNIVERSITATEA "POLITEHNICA"
TIMIȘOARA**

Conducător științific:

prof.dr.ing. MIRCEA PETRESCU

1985

INSTITUTUL POLITEHNIC TIMISOARA
FACULTATEA DE ELECTROTEHNICA

Dulgasov Riuric Pavel

Contribuții privind aranjarea informațiilor
pe discul magnetic în vederea reducerii
timpului de execuție al programelor

Conducător științific:

Prof.dr.ing. ALEXANDRU ROGOJAN

TIMISOARA
1984

INSTITUTUL POLITEHNIC TIMISOARA	
Nr. 56662	
Data 3.8.84	

CO TINUTUL LĂBRI

	<u>Pag.</u>
Cap. 1 Introducere	1
1.1. Obiectul lucrării	1
1.2. Prezentarea generală a lucrării	5
Cap. 2 Influența parametrilor constructivi ai memoriei externe pe disc magnetic asupra modalităților de dispunere a informațiilor pe suprafața discului magnetic	27
2.1. Rolul memoriei externe pe disc magnetic într-un sistem de calcul	27
2.2. Proceduri de satisfacere a cererilor de lucru al utilizatorilor	30
2.3. Virtualizarea memoriei calculatorului	33
2.4. Parametrii memoriei externe pe disc magnetic	35
Cap. 3 Influența parametrilor constructivi ai unității de discuri asupra modalităților de aranjare a informațiilor pe suprafața discului	42
3.1. Clasificarea unităților de discuri magnetice	42
3.2. Caracteristicile constructive ale unității de discuri	44
Cap. 4 Influența parametrilor constructivi ai unității de legătură asupra modalității de dispunere a informațiilor pe suprafața discului	60
4.1. Influența caracteristicilor constructive ale unității de legătură asupra performanțelor memoriei externe pe disc magnetic	60
4.2. Efectul mecanismului de interpretare a erorilor asupra modului de dispunere a informațiilor pe disc	66
4.2.1. Clasificarea erorilor	67
4.2.2. Influența măsurilor de reducere a erorilor de poziționare asupra modului de dispunere a informațiilor pe suprafața discului	70
4.2.3. Influența măsurilor de reducere a erorilor de transfer asupra modului de dispunere a informațiilor pe suprafața discului	72

	4.3. Considerațiile de alegere a structurii logice a sectoarelor, mijloc de îmbunătățire a performanțelor constructive ale unității de legătură	78
Cap. 5	Metode folosite pentru reducerea timpului de satisfacere a cererilor de transfer a datelor între memoria internă și memoria externă pe disc magnetic	85
	5.1. Generalități	85
	5.2. Prezentarea metodelor de reducere a timpului de poziționare T_1	86
	5.2.1. Metoda PFRS (metoda primului venit primului servit)	88
	5.2.2. Metoda TMA (metoda timpului mediu de acces)	88
	5.2.3. Metoda SCAN	93
	5.2.4. Metoda NSCAN	97
	5.2.5. Metoda CSCAN	99
	5.2.6. Metoda Eschenbach	102
	5.2.7. Analiza comparativă a performanțelor metodelor de reducere a timpului de poziționare	102
	5.3. Prezentarea metodelor de reducere a timpului de sincronizare, d	107
	5.3.1. Metoda DPU (metoda detectării poziției unghiulare)	108
	5.3.2. Metoda TTMP (timpul total minim de prelucrare)	109
Cap. 6	Reducerea timpului de executare al programelor prin metoda RSCAN	114
	6.1. Analiza condițiilor de aplicare a metodei RSCAN	114
	6.2. Considerații generale privind aplicarea metodei RSCAN	117
	6.2.1. Procedura de determinare experimentală a condițiilor de aplicare a metodei RSCAN	118
	6.2.2. Influența modului de organizare a fișierelor asupra condițiilor de aplicare a metodei RSCAN	129
	6.3. Principiile metodei RSCAN	133
	6.4. Facilități de aplicare ale metodei RSCAN	141
Cap. 7	Concluzii	148
	Bibliografie	152

CAP. 1. INTRODUCERE

Directivele Congresului al XII-lea al P.C.R. precum și proiectul de Directive pentru Congresul al XIII-lea al P.C.R. prevăd o puternică dezvoltare a electronicii și echipamentelor de tehnică de calcul precum și folosirea calculatoarelor și minicalculetoarelor în industrie, în vederea creșterii gradului de automatizare și al nivelului calității producției în toate ramurile economiei naționale. Încă la Conferința Națională a P.C.R. din decembrie 1977 se prevede că "se va urmări esențializarea și dezvoltarea producției de noi tipuri de calculatoare electronice, inclusiv echipamentele periferice aferente".

În acest context a fost creat și s-a dezvoltat Institutul de Cercetare pentru Tehnica de Calcul în care au fost realizate și introduse în fabricație noi tipuri de minicalculatoare și calculatoare și în care au început să fie concepute o gamă variată de sisteme specializate menite să satisfacă cerințele crescânde ale nivelului calitativ al producției din diferite ramuri industriale.

În cadrul acestui institut s-au desfășurat lucrările legate de prezenta teză de doctorat. Aceste lucrări au devenit necesare ca urmare firească a decalajului existent între ritmul de dezvoltare a tehnologiei de producere a circuitelor integrate și respectiv a echipamentelor periferice.

În cei 16 ani de existență, tehnica de calcul din țara noastră s-a îmbogățit cu un număr mare de echipamente de calcul și cu diferite tipuri de echipamente periferice. Performanțele echipamentelor periferice cu valori determinate de limitările tehnologice, pot fi însă îmbunătățite pe ansamblul sistemului de calcul prin adoptarea unor metode de exploatare adecvată. Se ajunge ca în acest fel să se reducă influența echipamentelor periferice asupra valorilor parametrilor de utilizare a sistemelor de calcul.

1.1. Obiectul lucrării

Scopul lucrării este de a studia modalitatea de dispunere a informațiilor pe suprafața discului magnetic, ținând cont de factorii obiectivi rezultați din exploatarea curentă a sistemului de calcul și de cerința stringentă a utilizatorilor pentru reducerea timpului de execuție al programelor.

Creșterea numărului de utilizatori și a complexității programelor a condus la repartizarea de programe și segmente de programe utilizator pe mai multe unități de discuri magnetice. S-a ajuns în acest fel la fragmentarea programelor și dispunerea lor sub formă de blocuri de date de lungime fixă aranjate contiguu sau în diferite regiuni de pe suprafața discului magnetic.

Gruparea blocurilor de informații pe suprafața discului poate conduce atât la o folosire inefficientă a întregului spațiu de memorare de pe suprafața discului cit și la reducerea timpului de execuție a anumitor programe utilizator în detrimentul celorlalte.

Din acest motiv, problema reducerii timpilor de execuție a programelor utilizator prin exploatarea eficientă a tuturor resurselor de calcul ale sistemului, a reprezentat și reprezintă încă o preocupare permanentă a firmelor producătoare de calculatoare și de sisteme de operare.

În acest context diferite firme din țările capitaliste au efectuat cercetări menite să crească performanțele de exploatare a unităților de discuri. S-a ajuns astfel în ultimii ani la o dezvoltare a unităților de discuri, care a condus la reducerea prețului de memorare a informației datorită creșterii corespunzătoare a capacității de memorare. De asemenea o serie de firme specializate din țările capitaliste au conceput o serie de facilități de programare menite să reducă timpul de acces la informațiile de pe disc. Interesele comerciale au făcut ca în literatura de specialitate să apară doar studii teoretice, aplicarea lor în practică fiind deosebit de greoaie întrucât de cele mai multe ori soluțiile propuse au în vedere particularități ale echipamentelor și sistemelor de operare produse de respectivele firme.

Soluțiile prezentate sub formă teoretică în literatura de specialitate au în vedere implementarea unor algoritmi de reducere a numărului de poziționări a sistemului de capete, în cadrul unității de discuri.

Nici una dintre aceste soluții nu ține cont de modul real de exploatare a unităților de discuri. În acest sens trebuie menționată includerea unității de discuri alături de unitatea de lectură în cadrul subansamblului memorie externă pe disc magnetic,

ceea ce conduce la modificarea modului de interpretare a apariției erorilor în procesul de transfer al informațiilor pe tresele unitatea de discuri, unitatea de legătură, memorie internă a calculatorului.

În perioada 1972-1982 autorul a lucrat la teme de cercetare în urma cărora au fost elaborate: unitatea de discuri de 29 Moct., compatibilizarea la nivelul unității de discuri între intersuprafețele calculatoarelor IBM și Felix, unitatea de legătură pentru discul de 29 Moct., pentru calculatorul FELIX C-32, minicalculatorul I-100 precum și sistemul de prelucrare de imagini cu minicalculatorul SPID-100. Toate aceste lucrări au permis efectuarea de observații și măsurători asupra performanțelor de exploatare ale subsistemului memorie externă pe disc magnetic în cadrul a diferite sisteme de calcul (FELIX, INDEB DENT) și în condițiile a diferite moduri de organizare a fișierelor de informații (sistem de gestiune economică, sistem de prelucrare imagini).

Pentru eludarea suplimentară a problemelor legate de reducerea timpilor de execuție a programelor printr-o aranjare corespunzătoare a informațiilor pe suprafața discului autorul a efectuat măsurători experimentale cu ajutorul unui program original care i-a permis determinarea frecvenței de adresare a fiecărei piste de informație de pe suprafața discului și a frecvenței de deplasare a capetelor.

Toate soluțiile teoretice prezentate în literatura de specialitate nu țin cont de tratarea complexă a unităților de discuri în cadrul memoriei externe pe disc magnetic, considerate ca un nivel ierarhic de memorie a calculatorului. Din acest motiv nu sînt examinate implicațiile diferențelor de dimensiune a blocului minim de informații care pot fi prelucrate (pagina de memorie internă) și blocul dinim de informații de pe suprafața discului (sectorul).

Lucrarea își propune să examineze modalitatea de dispunere a informațiilor pe suprafața discului care decurge etit din sistematizarea soluțiilor teoretice propuse în literatura de specialitate cît și prin particularizarea datorată condițiilor de exploatare hardware și software a memoriei externe pe disc magnetic.

Se are în vedere tratarea problemei ca un tot unitar, urmărindu-se efectul modului de dispunere a informațiilor pe suprafața discului la nivelul subsistemului de memorie externă pe disc magnetic. Principalele contribuții originale ale autorului la realizarea acestei lucrări privesc:

- determinarea influenței dimensiunii paginii de memorie internă asupra alegerii dimensiunii sectorului de pe disc și asupra modului de înlănțuire a sectoarelor de informație pe disc, în scopul reducerii timpului de poziționare a capetelor;

- demonstrarea efectului de care-l au limitările tehnologice și constructive ale unității de discuri asupra modului de dispunere a informațiilor pe disc, necesar reducerii timpului de execuție a programelor;

- examinarea influenței metodelor de detecție și corecție a erorilor asupra modalității de dispunere a informațiilor pe suprafața discului magnetic;

- programul de determinare a frecvenței de poziționare pe fiecare din piste de pe suprafața discului și a frecvenței deplasărilor între 1,2 și mai multe piste;

- efectul măsurărilor efectuate asupra frecvențelor de deplasare a sistemului de capete, față de reconfigurarea dinamică a cozii de cereri în așteptare;

- folosirea unei memorii intermediare pentru păstrarea conținutului sectoarelor mai frecvent adresate, în scopul reducerii numărului de poziționări pe disc în dreptul acestor sectoare;

- gruparea modulelor sistemului de operare în vederea reducerii numărului de poziționări în fazele de compilare și execuție a programelor;

- stabilirea repertului teoretic dintre numărul de blocuri de octeți de adresă și control și numărul de blocuri de informații din cadrul unui sector, în condițiile unei repartizări uniforme a cererilor de transfer;

- stabilirea lungimii reale a sectorului, pornind de la dimensiunea paginii de memorie internă a calculatorului și densitatea de înregistrare a informațiilor pe suprafața discului;

- demonstrarea avantajului oferit de folosirea

unității de legătură cu structura microprogramată care permite adaptarea aceleiași unități de legătură la diferite moduri de dispunere a sectoarelor pe disc și gestionarea transferului de sectoare de dimensiuni variate;

- demonstrarea interdependenței dintre dimensiunea blocurilor de informații și modul de distribuție a fișierelor pe disc și a influenței acestei dependențe asupra modului de dispunere a informației pe suprafața discului;

- gruparea zonelor de informații mai des adresate în blocuri contigue dispuse pe pistele sflste pe centrul discului unde există condițiile optime de plutire a capetelor și de variații de temperatură ce ar putea influența acuratețea citirii informațiilor;

- necesitatea examinării reducerii simultane a timpului de poziționare și a timpului de sincronizare, datorită faptului că odată cu creșterea densității de înregistrare și a numărului de piste virtuale se ajunge la necesitatea creșterii preciziei de poziționare;

- demonstrarea faptului că lungimea sectoarelor de pe disc trebuie să fie egală cu 1/8 din lungimea paginii de memorie internă;

- elaborarea metodei RSCAN de reducere a timpului de execuție a programelor, singura metodă care se aplică nu numai unei singure unități de discuri, ci pe ansamblul subsistemului memoriei externe pe disc magnetic.

Din punctul de vedere al organizării, lucrarea este împărțită în 7 capitole, conținutul acestor capitole urmînd a fi prezentat pe scurt în cele ce urmează.

1.2. Prezentarea generală a lucrării

1.2.1. În primul capitol se face o prezentare sumară a problemelor tratate în fiecare capitol al lucrării, insistîndu-se asupra necesității modalității de aranjare a informațiilor pe suprafața discului și a factorilor obiectivi care determină alegerea acestor modalități.

1.2.2. Da el 2-lea capitol al lucrării sînt prezentate considerentele care au condus la necesitatea alegerii unor modalități de aranjare a informațiilor pe suprafața discului. În acest sens sînt prezentați indicii de utilizare ai calculatorului (indicele de reacție al sistemului de operare, indicele de utilizare al memoriei interne, indicele de utilizare al capacității de trecere a programelor prin sistem) ale căror valori sînt influențate de performanțele memoriei externe pe disc magnetic și de criteriile de dispunere a informațiilor pe suprafața discului.

Avînd în vedere faptul că se urmărește alegerea unei metode de aranjare a informațiilor pe suprafața discului pentru reducerea timpului de execuție al programelor, în cadrul capitolului se definește timpul de răspuns al memoriei externe pe disc magnetic la o cerere de transfer a unui bloc de informații de pe suprafața unei din discuri.

Intervalul de timp scurs din momentul în care începe să se recepționeze o cerere de transfer și momentul cînd se încheie transferul propriu-zis între memoria internă a calculatorului și memoria externă pe disc este

$$T = W_1 + T_1 + W_2 + T_2$$

unde

W_1 este intervalul de timp necesar sistemului de capete al unității de discuri selectate să încheie o operație de poziționare inițiată anterior recepționării cererii de transfer respective;

T_1 timpul de poziționare al capetelor din dreptul pistei în care s-a încheiat operația de transfer precedentă pînă în dreptul pistei unde se găsește blocul de informații de transferat;

W_2 intervalul de timp în care memoria externă pe disc magnetic așteaptă eliberarea canalului de I/E pentru efectuarea transferului blocului;

$T_2 = d + r$ reprezintă intervalul de timp cît este ocupat canalul de I/E cu transferarea blocului, alcă-

tuit din intervalul de timp d necesar identificării blocului de transferat din dreptul pistei căreia s-au poziționat capetele de scriere/citire (timpul de sincronizare) și intervalul de timp r cât are loc transferul efectiv al blocului identificat.

Analiza parametrilor constructivi ai memoriei externe pe disc magnetic și analize modului în care aceștia pot determina alegerea unui mod de aranjare a informațiilor pe suprafața discului magnetic se face plecând de la examinarea intervalelor de timp prezentate mai sus.

Astfel, pentru reducerea timpului de satisfacere a unei cereri de transfer T , este necesară micșorarea valorilor lui T_1, d, r .

Acești parametri sînt limitați în principal de caracteristicile constructive ale unității de discuri.

În acest sens în cadrul capitolului se demonstrează că valoarea lui T_1 este dependentă atât de lungimea distanței care trebuie parcursă cât și de viteza cu care sistemul de capete este capabil să se deplaseze. În continuare se arată faptul că valoarea lui r este dependentă de frecvența de înregistrare a datelor pe disc, și de viteza de rotație a discului, în timp ce valoarea lui d este determinată de lungimea blocurilor de informații disperse de-a lungul unei piste cât și de faptul dacă blocurile de informații au lungimea fixă sau variabilă.

Tot în cadrul primului capitol se analizează influența pe care o are tipul canalului de I/E folosit pentru conectarea la calculator a memoriei externe pe disc magnetic. Astfel se demonstrează că în cazul folosirii canalului selector, care nu se eliberează pe perioada poziționării capetelor unuia din unitățile de discuri ale memoriei externe pe disc magnetic, nu mai există o distincție între T_1 și W_2 .

Prezentarea ansamblului memoriei externe pe disc magnetic permite evidențierea faptului că așa cum pentru memoria externă pe disc magnetic se creează o coadă de cereri de transfer în așteptare a fi rezolvate, tot astfel se poate considera că pentru fiecare unitate de discuri care compune memoria externă se formează câte

e coadă de cereri de transfer formată dintr-o coadă de cereri pentru satisfacerea operațiilor de poziționare a capetelor și dintr-o coadă de cereri pentru satisfacerea operațiilor de poziționare a capetelor și dintr-o coadă de cereri pentru satisfacerea operațiilor de identificare și transfer a blocurilor de informații.

Din examinarea ulterioară a modului de tratare a celor 2 cozi de cereri în așteptare rezultă faptul că $W_1 + T_1$ reprezintă influența directă a parametrilor unității de discuri asupra timpului de satisfacere a cererilor de transfer în timp ce $W_2 + T_2$ reprezintă influența canalului de I/E.

În cadrul primului capitol se demonstrează faptul că timpul de poziționare are valoarea cea mai ridicată față de ceilalți factori care determină timpul de satisfacere a unei cereri de transfer.

Pentru reducerea timpului de poziționare se prezintă parametri constructivi care-l determină și modul în care se pot îmbunătăți acești parametri ai unității de discuri.

În mod original se demonstrează în cadrul capitolului faptul că modul de exploatare al sistemului de calcul determină valoarea timpului de poziționare. Astfel în cazul sistemelor de calcul care lucrează în "batch" timpul de satisfacere a unei cereri de transfer este determinat practic numai de timpul de poziționare.

Se face o analiză a schemei bloc a unității de discuri și unității de legătură, fiind evidențiate acele blocuri funcționale care determină valoarea intervalelor de timp ce formează timpul de satisfacere a unei cereri de transfer.

Se demonstrează că alegerea modului de aranjare a informațiilor pe suprafața discului, având ca scop reducerea timpului de satisfacere a cererilor de transfer nu poate să nu țină cont de influența parametrilor blocurilor funcționale care compun unitatea de discuri și cea de legătură.

Această relație de interdependență se datorează faptului că modul de aranjare a informațiilor trebuie să țină cont de parametrii constructivi ai unității de discuri și unității de legătură și de valorile limită a acestora tot astfel cum îmbunătățirea valorilor acestor parametri constructivi trebuie

să fie analizată din modul în care se poate dispune informațiile cât mai eficient pe suprafața discului.

1.2.3. În capitolul al 3-lea al lucrării se face o analiză a parametrilor constructivi ai unității de discuri, fiind evidențiate acele blocuri funcționale care influențează valorile timpilor de poziționare, identificare și transfer. Se face o trecere în revistă a modalităților de îmbunătățire a valorilor acestor parametri fiind evidențiat faptul că pe lângă soluțiile constructive și tehnologice un rol deosebit îl are alegerea dimensiunii blocurilor de informații (sectoare) precum și modul de dispunere a sectoarelor pe suprafața discului.

Se examinează în acest sens modul în care dimensiunea sectoarelor determină valoarea timpului de identificare și a timpului de transfer, evidențiind faptul că structura logică a sectoarelor (coteți de adresă și control și coteți de informație) influențează gradul de utilizare eficientă a spațiului de memorare de pe suprafața discului. Tot în cadrul capitolului se demonstrează că modul în care se face distribuirea blocurilor de informații în anumite zone de pe disc înseamnă atât stabilirea unor distanțe pe care le are de parcurs sistemul de capete (ceea ce determină o anumită valoare a timpului de poziționare) cât și delimitarea unui grad de folosire a spațiului de memorare.

Din examinarea schemei bloc a unității de discuri și a setului de comenzi pe care le execută, se evidențiază rolul deosebit pe care îl are dispozitivul de poziționare a capetelor asupra reducerii timpului de poziționare tot astfel cum sistemul capetelor de scriere/citire și broșa de fixare a pachetului de discuri influențează valoarea timpului de identificare și a timpului de transfer.

În cadrul acestui capitol se examinează modul în care sistemul de poziționare (alcatuit din cărucior port-capete, căi de ghidare, traducteri de viteză și de poziție,

schema de servocomandă) poate determina viteza de deplasare cit și precizia de poziționare a capetelor în dreptul senei unde se află blocul de transferat. În acest sens sînt prezentate soluții tehnologice adaptate pentru creșterea vitezei de deplasare a căruciorului portcapete în condițiile în care blocurile de informații sînt discuse în mod continuu sau aleatoriu pe suprafața discului. Utilizarea motorului linear pentru deplasarea sistemului de capete avînd ca efect reducerea pieselor mecanice în mișcare, reprezintă principala soluție constructivă pentru reducerea timpului de poziționare al capetelor. Vitezele mari de deplasare obținute cu acest tip de motor împreună cu reducerea masei inerțiale a căruciorului conduc la apariția de oscilații ale căruciorului în planul orizontal și vertical. Aceste oscilații produc o serie de fenomene nedorite cum ar fi spre exemplu oscilația bobinei mobile, care are ca efect variația constantei forței electrodinamice, respectiv variații ale vitezei de deplasare a căruciorului. În plus, variațiile vitezei de deplasare a căruciorului produc frecvențe de rezonanță, care transmise brațelor de susținere a capetelor de scriere/citire conduc la variații ale distanței de plutire a capetelor față de suprafața discului cu posibile apariții de erori de scriere sau citire.

După o trecere în revistă a procedurilor tehnologice care permit înlăturarea unora din fenomenele nedorite de mai sus (folosirea unei bobine secundare, creșterea valorii tensiunii de alimentare a motorului linear, folosirea magneților ceramici, ghidarea căruciorului pe cîte 6 rulmenți) autorul scoate în evidență faptul că numai după cunoașterea tuturor acestor limitări se poate lua în considerare dispunerea după un anumit principiu al blocurilor de informații.

Tot în scopul reducerii timpului de poziționare este prezentată schema de servocomandă din cadrul unității de discuri. Pentru analiza influenței acestui bloc funcțional se folosește un model de mișcare prepus de autor în care accelerația se consideră drept o

constantă. Conform acestui model în care $t_x = 2 t_{acc} + t_{acc}$ (t_x , timpul poziționării pe distanța x ; t_{acc} , timpul de deplasare accelerată) și pe baza unei teorii matematice, autorul ajunge să demonstreze că limita minimă până la care se poate micșora timpul mediu de acces este de 18 ms. În acest sens este evidențiată influența pe care o au parametrii constructivi ai traductorului de poziție (toleranța de prelucrare, preluarea vibrațiilor căruciorului) asupra siguranței în funcționare și performanțelor sistemului de servocomandă, deci implicit asupra timpului de poziționare.

Concluzia care rezultă din analiza celor două blocuri funcționale este aceea că o dată cu creșterea densității de înregistrare a informațiilor și creșterea numărului de piste virtuale, problema reducerii timpului de poziționare trebuie tratată în conjuncție cu creșterea preciziei de poziționare, care la rândul ei, influențează timpul de identificare. În acest context se arată importanța pe care o are de lângă modul de dispunere al blocului de informații pe suprafața discului și modul de organizare a acestor blocuri cunoscute în literatură de specialitate sub denumirea de sectoare.

Valoarea timpului de identificare al sectorului de transferat este determinată de o serie de limitări tehnologice ale capetelor de scriere/citire cum ar fi : comportarea dinamică oscilatorie datorată variației timpului de fixare al căruciorului portcarate, fenomenul de bătaie al discurilor datorat descenterilor și neperpendicularității discurilor pe axa broșei, care produc variații ale înălțimii de plutire a capetelor.

În finalul acestui capitol sînt evidențiate o serie de concluzii, cum ar fi :

- performanțele constructive ale unora din blocurile constructive ale unității de discuri determină valorile timpului de poziționare și ale timpului de sincronizare;
- limitele tehnologice ale acestor blocuri funcționale trebuie luate în considerare la alegerea modului de dispunere a informațiilor pe disc.

1.2.4. Capitolul al 4-lea al lucrării este rezervat analizei factorilor care determină influența unității de lectură asupra modalității de dispunere a informațiilor pe suprafața

discului, în scopul reducerii timpului de rezolvare a unei cereri de transfer.

În acest sens, în mod original, se demonstrează că blocurile funcționale ale unității de legătură în principal determină limitări ale timpilor de identificare și transfer al sectoarelor de informații.

În contextul memoriei externe pe disc magnetic, unitatea de legătură are rolul de a pregăti succesiunea comenzilor pe care una sau mai multe unități de discuri le are de efectuat pentru transferul blocurilor de informații. În plus, o parte din blocurile sale funcționale (blocul de prelucrare, blocul de comandă și control) determină prin parametrii lor constructivi viteza timpilor de identificare și de transfer. În mod original se evidențiază faptul că o dispunere eficientă a informațiilor pe suprafața discurilor trebuie să țină cont de intervalul de timp cât unitatea de legătură decide asupra distanțelor pe care le are de parcurs căruciorul portcapete al unității de discuri selectate pentru transfer. În plus, trebuie să se țină cont de fenomenul natural al apariției erorilor atât în fazele de identificare cât și în fazele de transferare a sectoarelor de informații. Întrucât nu pot fi evitate cauzele de apariție a acestor erori, un rol important este afectat depistării lor la timp, înainte de a ajunge în memoria internă a calculatorului, și, bineînțeles a corectării lor eventuale.

În acest sens în cadrul capitolului se face o analiză amănunțită a structurii logice a sectorului, insistându-se asupra raportului între numărul de octeți de adresă și control și numărul octeților de informație.

O lungime mare a sectoarelor micșorează numărul de deplasări ale căruciorului portcapete rutind reduce în acest fel timpul de poziționare. În schimb folosirea unor sectoare de lungime mare conduce la ocuparea necorespunzătoare a suprafeței discului de către anumite segmente de programe, defavorizându-i pe ceilalți utilizatori care nu vor mai avea loc pe disc pentru programele lor. În plus cu cât lungimea unui sector este mai mare, cu atât posibilitatea de apariție a erorilor de transfer este mai mare, întrucât apariția unei erori de transfer necesită reluarea de un număr de ori a transferului eronat în scopul corectării sale. Aceasta implicit conduce la o creștere a timpului de execuție

./.

al programului care a solicitat transferul respectiv și la posibilitatea apariției de noi erori de transfer.

În cazul în care se alege o lungime mică a sectorului, timpul de transfer a respectivului sector se micșorează în consecință. În schimb repartizarea unui segment de program în cadrul mai multor sectoare de lungime mică poate conduce la o creștere a numărului de poziționări deci la o mărime a timpului de execuție a programului respectiv.

Cu cât segmentele de program sînt dispuse în cadrul mai multor sectoare de lungime mică cu atât mai mare este ponderea octeților de adresă pentru ușurarea identificării sectoarelor respective. Se poate ajunge astfel ca la o lungime mică de sector să crească în mod nedorit ponderea octeților de adresă, de unde o disrupere necorespunzătoare a informațiilor pe suprafața discului.

Dispunerea informațiilor în cadrul unor sectoare de lungime mare reduce ponderea octeților de adresă, dar în schimb crește ponderea octeților de control datorită necesității verificării corectitudinii informațiilor înscrise sau citite de pe sectorul de pe disc.

În cadrul capitolului se demonstrează că odată cu creșterea densității de înregistrare se modifică structura logică a sectorului crescînd ponderea octeților de adresă și de control astfel încît să fie posibilă o identificare cît mai ușoară a grupurilor de biți transferați eronat.

În consecință, printr-o teorie matematică originală autorul stabilește un raport teoretic între numărul de blocuri de octeți de adresă și control și numărul de blocuri de informații în condițiile unei repartizări uniforme a cererilor de transfer pe suprafața discului.

În cadrul acestui capitol se demonstrează faptul că lungimea reală a blocului de informație din cadrul sectorului este determinată de dimensiunea paginii de memorie internă, avînd în vedere faptul că segmentarea programelor utilizator se face în esența paginii. Lungimea paginii de memorie internă poate fi de 2 Koct., sau 4 Koct., în funcție de structura unității centrale și de algoritmul de dispunere a paginilor în memoria internă.

Din analiza măsurătorilor experimentale realizate cu un

program original, se demonstrează faptul că timpul de transfer al unei pagini de 4 Koct., din memoria internă în registrele generale ale calculatorului este de 3 ori mai mic decât timpul mediu de poziționare din cadrul unei unități de discuri. Având în vedere faptul că în cadrul memoriei externe pe disc magnetic există un paralelism între operațiile de poziționare și cele de transfer pe unități de discuri diferite se precizează faptul că lungimea blocurilor de informații dispuse pe suprafața discului trebuie să fie egală cu aproximativ $1/8$ din lungimea paginii de memorie internă.

La această lungime a blocului propriu-zis de informații se adaugă un număr de octeți de adresă și control care conduc la dimensiunea reală a sectorului.

Din analiza teoretică și a rezultatelor experimentale privind lungimea blocului de informații din cadrul sectorului de pe suprafața discului, sînt evidențiate considerentele care stau la baza alegerii capacității memoriei tampon din cadrul unității de legătură. Prezența unei asemenea memorii tampon este necesară pentru egalizarea vitezelor de transfer dintre unitatea de discuri și unitatea de legătură pe de o parte și dintre unitatea de legătură și canalul de I/E pe cealaltă parte.

Oreșterea densității de înregistrare face ca posibilitatea producerii de erori de sincronizare și transfer să fie tot mai mare. Chiar dacă aceste cauze de apariție sînt localizate în principal în cadrul unității de discuri, o serie de blocuri funcționale din cadrul unității de legătură participă la operații de serializare/deserializare și de sincronizare între circuitele de scriere/citire din unitatea de discuri și cele din unitatea de legătură. Prezența blocurilor de control în forasul înregistrărilor permite folosirea unor circuite specializate care folosind principiul polinoamelor generatoare identifică un număr de maxim 11 biți transferați eronat, poziția lor în blocul de informații și corectarea lor rapidă.

Modificarea structurii logice a sectorului în conformitate cu diferitele densități de înregistrare a informațiilor pe suprafața discului conduce la modificări ale blocurilor funcționale care compun unitatea de legătură. În aceste condiții autorul analizează avantajele unității de legătură cu structură microprogramată față de cea cu structură cablată.

In finalul capitolului se demonstrează faptul că pentru ușurarea modului de dispunere a informațiilor pe disc se impune folosirea memoriilor externe pe disc magnetic având unitatea de legătură microprogramată. Structura microprogramată permite folosirea oricărui tip de unitate de discuri și implicit permite transferul de sectoare de lungimi și formate diferite prin modificarea doar a microprogramelor. Utilizând aceleași blocuri funcționale, folosirea acestui tip de unitate de legătură permite de asemenea o adaptare rapidă la diferite moduri de dispunere a sectoarelor pe disc prin intermediul a diferite seturi de microprograme.

Se menționează în finalul acestui capitol că din motive economice legate în special de capacitatea memoriei de microprograme este recomandabilă folosirea doar a două formate de microinstrucțiuni corespunzătoare la 2 frecvențe de recepționare a cererilor de transfer de pe disc.

1.2.5. In capitolul al 5-lea se analizează câteva metode de reducere a timpului de poziționare și respectiv a timpului de identificare a blocurilor de transferat, prezentate în literatura de specialitate. Analiza acestor metode se face atât din punct de vedere al teoriei matematice cât și al particularităților de implementare a acestora avându-se în vedere performanțele și limitele constructive ale unității de legătură și ale unității de discuri.

Realizarea unei asemenea analize, din punct de vedere matematic, necesită îndeplinirea unor condiții de lucru cum ar fi de exemplu:

a) cererile de satisfacere a transferului sosesc în coada de așteptare afectată unei unități de discuri, în mod independent și aleatoriu.

b) pentru operația de poziționare și respectiv cea de identificare și transfer corespund 2 cozi de așteptare independente una față de cealaltă și cu o capacitate nelimitată.

c) nu există deosebire între cererile de scriere pe disc și cele de citire de pe disc.

d) toate cererile de transfer se referă la înregistrări (sectoare) de aceeași lungime, distribuite uniform pe fiecare din cei C cilindri de pe suprafața discului.

e) punctele de pe suprafața discului de unde începe trans-

ferul datelor sînt uniform și continuu distribuite pe lungimea pistei.

Pentru evaluarea performanțelor unor asemenea metode se au în vedere o serie de parametri ca : T_{sk} , timpul mediu estimat pentru poziționare; T_w , timpul de așteptare în coadă a unei cereri de transfer; T_s , timpul de satisfacere a unei cereri de transfer și T_w^2 , variația timpului de așteptare pentru satisfacerea unei cereri de transfer.

Folosind teoria probabilităților și presupunînd faptul că blocurile de informații sînt dispuse uniform aleatoriu pe suprafața discului, se demonstrează faptul că pentru satisfacerea unei cereri oarecare de transfer aflată în coada de așteptare este necesar ca sistemul de capete să parcurgă aproximativ $1/3$ din numărul total de piste de pe suprafața discului.

În cazul transferării unor blocuri de informații dispuse pe mai multe piste, se demonstrează că este necesară atât reducerea timpului de satisfacere a cererii de transfer a unui bloc de pe o pistă cît și reducerea timpului necesar deplasării sistemului de capete de-a lungul unui număr mediu de $\frac{n}{2}$ piste.

Pe baza unor relații matematice se ajunge la expresia: $E[T_s] = E[T_{sk}] + \frac{T}{2} + \frac{T}{m}$, din care rezultă faptul că timpul de așteptare în coadă între 2 cereri consecutive depinde atât de timpul de poziționare T_{sk} cît și de timpul de identificare respectiv transfer al blocului respectiv.

Dacă se are în vedere cazul cel mai general conform căruia în coada de așteptare pot să se găsească cereri de transfer a unor blocuri dispuse pe un același cilindru, se ajunge la relația:

$$E[T_s] = P(1sk + \frac{T}{2} + \frac{T}{m}) + (1-P) \frac{T}{m} \left[\frac{(mt-2)(t-1)}{2(mt-1)} + 1 \right]$$

unde P este probabilitatea ca următoarea cerere ce trebuie satisfăcută să se refere la un bloc care nu se află dispus pe cilindrul de pe care se efectuează transferul în curs, iar m este numărul de sectoare de pe o pistă.

În ceea ce privește reducerea timpului de poziționare, sînt analizate metodele PVPS (primul venit primul servit), TMA (Timpul mediu de acces), SCAN (scenarea suprafeței discului) și Eschenbach.

Metoda PVPS nu ține cont de poziția instantanee a sistemului de capete. Conform acestei metode în momentul recepționării unei cereri de transfer de pe disc, ea este satisfăcută imediat, fără

se face o reordonare a cererilor din coada de aşteptare chiar dacă pentru respectivul transfer solicitat sistemul de capete parcurge toată suprafaţa discului.

Metoda TMA ţine cont de relaţia existentă între poziţia unghiulară a sistemului de capete şi poziţia blocurilor de date solicitate de cererile de transfer aflate în coada de aşteptare. Această metodă prevede că din totalul cererilor aflate în aşteptare să fie luată în considerare cea care solicită transferul unui bloc aflat în poziţie cea mai apropiată de poziţia sistemului de capete, chiar dacă aceasta va conduce la frecvente modificări ale direcţiei de deplasare a capetelor.

Metoda SCAN are în vedere satisfacerea cererilor de transfer pe măsura deplasării sistemului de capete de la cilindrul 0 la cilindrul 200 şi apoi în direcţie inversă. Conform acestei metode vor fi satisfăcute acele cereri care se referă la un cilindru în dreptul căruia se află la un moment dat sistemul de capete fără a se ţine cont de momentul recepţionării cererii de transfer şi nici a poziţiei sale în coada de aşteptare.

Se demonstrează faptul că aplicarea acestei metode este eficientă doar în cazul unei lungimi mari a cozii de cereri de aşteptare. În cazul unei cozi de lungime redusă timpul de satisfacere a fiecărei cereri poate fi mult lungit datorită necesităţii parcurgerii într-un anumit sens a întregii suprafeţe a discului.

Pentru a evita astfel de situaţii neplăcute din punct de vedere al utilizatorilor individuali se poate aborda o variantă a metodei SCAN potrivit căreia se defineşte o lungime L pentru coada de cereri în aşteptare pentru fiecare sens de deplasare a capetelor. În cadrul fiecărei asemenea cozi, cererile se grupează în ordinea cilindrilor ce urmează a fi parcurşi de sistemul de capete la modificarea sensului de deplasare.

Nici o altă cerere nouă nu va putea fi recepţionată după ce s-a completat lungimea prestabilită a cozii. Aplicarea acestei variante a metodei SCAN permite o reducere a intervalului de timp cât utilizatorii vor aştepta rezolvarea cererilor lor aflate în coada de aşteptare.

Ultima metodă descrisă în literatură de specialitate şi analizată în cadrul acestui capitol pentru reducerea timpului de poziţionare este aşa numita metoda Sackinbach. Conform acestei metode se are în vedere satisfacerea tuturor cererilor care se referă la sectoare dispuse pe cilindrul în dreptul căruia se află

516 662
318 H

poziționate capetele. Reluarea mișcării de deplasare a capetelor se va face după ce sînt transferate acele sectoare la care fac referire o parte din cererile aflate în coada de așteptare. În acest fel sistemul de capete va face un număr de opriri egal cu numărul de cilindri de-a lungul cărora sînt dispuse sectoare de transferat. Aceasta metodă este eficientă numai în cazul unei frecvențe ridicate de recepționare a cererilor de transfer întrucît în caz contrar se poate ajunge la situația cîș sistemul de capete să rămîie poziționat în dreptul fiecărui cilindru un număr E de rotații prea mare față de numărul de sectoare care ar fi eventual transferate conform cererilor din coadă.

În cadrul aceluiași capitol se face o analiză a metodelor prezentate în literatura de specialitate pentru a se reduce timpul de identificare. Aceste metode apar ca necesare întrucît după încheierea operației de poziționare în dreptul unui anumit cilindru trebuie să se aștepte un interval de timp pînă cînd se va identifica un anumit sector din cadrul cilindrului care a fost solicitat de a fi transferat.

O primă metodă analizată este metoda detecției poziției unghiulare (DMU) care prevede ocuparea canalului de I/E al calculatorului de către unitatea de discuri numai după ce s-a identificat sectorul care urmează a fi transferat. Se evită în acest fel ocuparea canalului de I/E imediat după terminarea operației de poziționare, pe toată perioada de timp necesară efectuării unui număr de rotații complete a pachetului de discuri pînă s-ar identifica sectorul de pe o anumită pistă a cilindrului adresat.

Se apreciază că aplicarea unei asemenea metode este eficientă numai în cazul cînd există cereri de transfer a mai multor sectoare dispuse de-a lungul unei piste.

Această metodă are în vedere scindarea efectuării transferului chiar dacă s-a încheiat operația de poziționare, întrucît pe durata uneia sau mai multor rotații se realizează mai întîi o ordonare a cererilor din coadă funcție de poziția lor unghiulară față de indexul care marchează începutul pistei. Întrucît o asemenea ordonare înseamnă de fapt ocuparea unor cicluri de lucru ale unității centrale a calculatorului se arată că o asemenea metodă nu se poate aplica în condiții eficiente decît în cazul unei frecvențe medii de recepționare a cererilor de transfer.

Pe ansamblul memoriei externe, prezența a mai multor unități de discuri facilitează aplicarea metodei (doar în situația în care

sectoarele de transferat sînt dispuse în număr mic pe fiecare pistă a unui cilindru adresat de o unitate de discuri), întrucît pe perioada ordonării cererilor de transfer de pe o unitate de discuri se realizează poziționarea sau transferul unor sectoare de pe altă unitate de discuri.

O altă metodă de reducere a timpului de identificare analizată în cadrul capitolului, este metoda cunoscută în literatura de specialitate sub numele de TTMP (timpul total minim de prelucrare). Ca și metoda precedentă, aplicarea acestei metode nu permite recepționarea unor noi cereri de transfer pînă nu se încheie de prelucrat un set anumit de cereri precedent recepționate. În schimb spre deosebire de metoda precedentă, metoda TTMP ține cont de distribuția aleatorie a sectoarelor pe diferiți cilindri stabilind secvența lor de transferare astfel încît timpul afectat acestor transferuri să fie cît mai redus.

Se demonstrează faptul că aplicarea acestei metode este eficientă numai în cazul în care diferitele sectoare sînt dispuse aleatoriu pe piste aflate în cadrul unui grup de cilindri alăturate pentru care nu sînt necesare poziționări suplimentare. În final se arată că aplicarea acestei metode este avantajoasă față de DPU în cazul unor frecvențe ridicate de recepționare a cererilor de transfer.

1.2.6. În capitolul al 6-lea al lucrării este prezentată metoda originală propusă de autor pentru dispunerea informațiilor pe disc în vederea reducerii timpului de execuție a programelor. Spre deosebire de metodele prezentate în capitolul precedent, metoda propusă de autor ține cont de condițiile reale de exploatare a sistemului de calcul. Pentru prezentarea metodei sale autorul are în vedere rezultatele unui program original cu ajutorul căruia s-au efectuat măsurători ale frecvenței de adresare a fiecăruia din cei 200 cilindri precum și măsurători ale frecvențelor cu care sistemul de capete efectuează deplasări de-a lungul a 2,3 și mai multe piste.

Toate aceste măsurători sînt realizate în condițiile în care se află în execuție programe scrise în FORTRAN, COBOL și ASSEMBLER.

Autorul analizează rezultatele acestui program din punct de vedere al organizării informațiilor atât pe discul de manevră cît și pe discul care păstrează sistemele de operare. Astfel rezultă că modulele sistemului de operare sînt dispuse pe grupe de cilindri.

Astfel monitorul se află dispus pe primele 16 piste în timp ce spre exemplu modulul LINK este dispus între cilindrii 96-104 pentru programele scrise în FORTRAN și între cilindrii 90-94 pentru programele scrise în limbaj de asamblare.

În cadrul acestor zone mai frecvent accesate se înregistrează și cele mai frecvente deplasări de-a lungul 1,2,4 piste. În fazele de compilare se înregistrează frecvente deplasări de-a lungul a 20 și chiar 70 piste. Din examinarea rezultatelor acestui program original, autorul propune gruparea modulelor sistemului de operare pe piste din centrul pachetului, zonele cuprinse pe piste extreme fiind rezervate memorării temporare a segmentelor de program aflate în curs de compilare.

Pentru a se alege o metodă de dispunere eficientă a fișierelor pe suprafața discului de manevră se are în vedere faptul că fișierele sunt împărțite în blocuri de diferite dimensiuni pentru identificarea cărora sunt necesare tabele de indexare.

Pentru ca spațiile rămase libere pe suprafața discului să fie cât mai mari este necesară împărțirea tabelelor de indexare în blocuri de o anumită lungime. Pe măsură ce crește numărul blocurilor în care sunt divizate fișierele se va mări spațiul afectat pe disc tabelului de indexare al acestor blocuri. Acest fapt conduce la mărirea timpului de transfer al unui bloc dintr-un fișier anume intrucît orice nivel al tabelului de indexare folosit pentru identificarea blocului înseamnă de fapt tot atâtea cereri individuale de transfer cu deplasări aleatorii pe distanțe relativ mari ale sistemului de capete. Folosind rezultatele experimentale ale programului original de măsurare a distribuției frecvențelor de adresare a pistelor, autorul ajunge la concluzia că în privința distribuției fișierelor, 25 % din spațiul de pe disc este afectat fișierelor dispuse pe 6 piste și peste 50 % este folosit de fișiere de cîte 20 piste. În cazul unei distribuții statice a fișierelor, conform căreia dimensiunea și dispunerea fișierelor se face fără a se ține cont de frecvența cu care sunt apelate aceste fișiere, iar dimensiunea fișierelor nu se poate modifica în timp, autorul arată că pentru orice mărime de fișier poate fi aleasă o dimensiune minimă a blocurilor ce compun respectivul fișier.

Autorul demonstrează în acest sens că pentru fișiere care se întind pe cîte 5 piste, dimensiunea cea mai convenabilă a blocului este de 1024 octeți, intrucît în acest caz sunt necesare doar 2-3 nivele de indexare. În schimb, în cazul fișierelor care se

întind pe câte 20 piste, mărimea blocurilor ce le compun este de 32 octeți, ceea ce conduce la un număr de peste 10 accese în cadrul tabelelor de indexare.

Rezultă de aici că pentru fișiere ce pot fi dispuse stat: pe suprafața discului este recomandabilă gruparea informațiilor în cadrul sectoarelor de 1024 octeți grupate pe câte 5 piste. În acest caz, pentru fișierele cele mai des adresate, ele pot fi grupate pe centrul suprafeței discului. În cazul adresării frecvente a unei asemenea zone se va reduce numărul mediu de piste parcurse în comparație cu situația dispunerii uniforme a blocurilor pe toată suprafața discului. Trebuie precizat că o asemenea metodă se va putea aplica și în cazul fișierelor cu blocuri de lungime variabilă, caz în care se vor dispune pe zonele din centrul suprafeței discului numai tablele de indexare pentru care înregistrările au lungime fixă.

Metoda propusă de autor pornește atât de la examinarea limitărilor constructive ale unității de discuri, din punctul de vedere al micșorării timpului de poziționare cât și de la analizarea teoriei probabilității asupra valorii estimate a numărului de piste care ar trebui parcurs pentru satisfacerea unei cereri de transfer, $E[K_s]$.

Dacă se definește că $\text{Prob}(\Delta C = c)$ este probabilitatea ca c piste să fie parcurse pentru a se ajunge în dreptul pistei ce conține blocul de transferat; $\text{Prob}(\Delta C = \frac{c}{c_0})$ drept aceeași probabilitate, ținându-se cont că poziția inițială a capetelor era în dreptul pistei ce atunci:

$$E[K_s] = \frac{1}{C} \sum_{C_f=1}^C \sum_{c_0=1}^C c \text{ Prob}[\Delta C = \frac{c}{c_0}]$$

unde C reprezintă numărul total de piste, C_f , pista unde trebuie să se poziționeze în final capetele pentru satisfacerea respectivei cereri din coada de așteptare.

Dacă se ține cont de faptul că :

$$\text{Prob}[\Delta C = \frac{c}{c_0}] = \begin{cases} = 0, & \text{dacă } \max(c_0 - 1, C - c_0) < \epsilon \text{ adică} \\ & \text{deplasarea capetelor are loc în afara} \\ & \text{zonei de lucru cuprinsă între pistele} \\ & 0-200 \\ = \frac{2}{C}, & \text{dacă } \min(c_0 - 1, C - c_0) \geq \epsilon \text{ adică dacă} \\ & \text{capetele se deplasează între pistele } 0-200 \\ = \frac{1}{C}, & \text{dacă deplasarea capetelor se face pe} \\ & \text{o pistă oarecare} \\ & \text{./} \end{cases}$$

rezultă din analiza E K_s că pentru satisfacerea unei cereri care-
re din coadă, sistemul de capete va trebui să parcurgă aproximativ
3 din numărul total de piste aflate în zona de lucru a discului.

În aceste condiții și având în vedere rezultatele programului
original de măsurare a frecvenței de adresare a fiecărei piste pre-
cum și a frecvenței deplasărilor de-a lungul a 2,3 și mai multe
piste se prezintă noua metodă RSCAN, derivată din metoda SCAN.

Principiile care stau la baza noii metode sînt :

- gruparea zonelor de informații mai des adresate în blocuri
contigue;
- dispunerea acestor zone contigue de informații (fie că e vor-
ba de modulele sistemului de operare, fie că este vorba de istori-
cul repartizării fișierelor) pe piste aflate în centrul zonei
de lucru (zona pistele 60-120). În această zonă de lucru se găsesc
condițiile optime de plutire a capetelor din punct de vedere al
valorii forței centrifuge și condițiile optime de variații de tem-
peratură ce ar putea influența acuratețea citirii informațiilor.

În aceste condiții, aplicarea metodei RSCAN constă din pozi-
ționarea inițială a capetelor pe mijlocul suprafeței discului
(de ex. pista 100).

În cazul unui disc pe care se memorează sistemul de operare,
pe pista 100 se va afla blocul de inițializare al monitorului
după care deplasarea capetelor se va efectua între pistele 60-120
(între monitor, editor de legături, compilatoare, etc.). Gruparea
tuturor modulelor sistemului de operare va permite reducerea zonei
de lucru pe discul sistem. În acest caz satisfacerea unei cereri
de transfer a unui bloc dintr-un modul al sistemului de operare
va necesita parcurgerea a aproximativ 30 piste, corespunzînd unei
treimi din numărul de piste ce formează zona de lucru.

În cazul unui disc de manevră sistemul de capete va avea ca
poziție inițială o pistă din centrul pachetului (spre ex. pista
100). Pe acest cilindru și eventual încă 4 cilindri alăturați se
va păstra o istorie a dispunerii fișierelor care va conține infor-
mații de identificare a fișierelor. Cererile din cele 2 cozi de
așteptare vor fi ordonate în direcția deplasării capetelor. Dacă
unele din cereri ce urmează a fi satisfăcute sînt grupate în pri-
ma zonă de lucru, capetele se vor deplasa către pista D satisfă-
cînd cererile în ordinea dispunerii pe respectivele piste parcurse.
În cazul în care cererile de transfer sînt grupate într-un număr
mai mare în a 2-a jumătate de lucru, sistemul de capete se va

deplasa către pista 200, satisfacându-se cererile de măsurare parcurgerii fiecărei piste din respective Zona de lucru. O dată ajunsă pe pista 0 sau 200 capetele se vor reîntoarce automat pe al locul discului. Pe toată perioada deplasării către pista 0 sau către pista 200 este posibilă recepționarea unor noi cereri de transfer, avându-se în vedere însă a nu se lua în considerare mai multe cereri decât cele aflate inițial în coadă, când s-a încenut deplasarea sistemului de capete.

Prin aplicarea acestei metode de poziționare nu se face nici o discriminare între cererile diferiților utilizatori și în plus se reduce cel puțin la jumătate timpul de satisfacere a cererilor de transfer față de celelalte metode prezentate în literatura de specialitate.

Noua metodă ține cont și de faptul că pentru fiecare cilindru sînt prevăzute 2 rotații corespunzînd celor 2 discuri din pachet și că pentru fiecare pistă dintr-un cilindru înregistrările sînt grupate în m sectoare. Avînd în vedere că timpul mediu de sincronizare pentru fiecare pistă dintr-un cilindru anualit este de aproximativ 12 ms. rezultă că în situația cea mai defavorabilă corespunzînd satisfacerii de cereri de pe un întreg cilindru este necesar un timp de satisfacere mai mare decît cel de deplasare al capetelor peste întreaga suprafață a discului. În aceste condiții aplicarea metodei originale ține cont de frecvența de recepționare în coadă a cererilor de transfer care se compară întotdeauna cu intervalul de timp $\frac{1}{m}$ corespunzător satisfacerii cererii de transfer a unui sector. Astfel, în cazul unei frecvențe medii de recepționare a cererilor de transfer, coada de așteptare este formată din cereri care se referă la transferul a cîte 2 sectoare (corespunzînd unei parci de ze oriie înter 3) dispuse pe cîte o pistă dintr-un cilindru anume. Dacă însă frecvența de recepționare a cererilor de transfer este foarte mare, atunci se poate adopta soluția ca sistemul de capete să rămîna poziționat în dreptul unui cilindru pe perioade unui număr de rotații care corespund transferului unor sectoare de pe aproximativ toate pistele respectivului cilindru.

Pentru a se putea aplica eficient noua metodă, autorul a prevăzut 2 facilități suplimentare. Una dintre ele constă în utilizarea unui registru tampon în unitatea de legătură cu o capacitate egală cu aceea a unei piste. În acest fel, odată cu capul se află poziționat în dreptul pistei selectate se începe

transferul conținutului pistei pînă ce se identifică faptul că primul cuvînt al blocului de transferat a ajuns în dreptul capului. De aici din acest moment se începe transferul propriu-zis al blocului către memoria internă a calculatorului pînă cînd se ajunge la sfîrșitul acestuia (dacă blocul ocupă doar o porțiune de pe pistă) sau pînă cînd se ajunge la înregistrarea ce corespunde poziției inițiale a capului, după care se continuă transferul datelor memorate deja în registrul ta non. Se demonstrează matematic că pentru o lungime mare a blocului de date, timpul de identificare se poate reduce pînă la jumătate.

Cealaltă facilitate propusă de autor constă în identificarea acelor zone de pe discul de memorie care sînt mai des folosite de către utilizatori. În cazul spre exemplu al programelor de actualizare a fișierelor sau al tabelului care indică volumul disponibil de pe disc care pot fi memorate nu pe memoria externă pe disc ci într-o memorie disuasă între disc și memoria calculatorului. În acest fel în cazul unor zone mai frecvent adresate nu mai este nevoie de păstrarea lor pe suprafața discului, fiind posibil transferul direct din această memorie intermediară. Se reduce în acest fel atât timpul de poziționare cît și cel de identificare și transfer.

1.3.7. În capitolul al 7-lea al lucrării autorul face o analiză comparativă a metodei originale MECAN precum și a celorlalte metode prezentate în literatura de specialitate.

Din această analiză comparativă rezultă avantajele acestei metode. Principiul avantaj este acela că această metodă poate fi aplicată indiferent de frecvența de recepționare a cererilor în coadă. Se arată faptul că printr-un program special conceput în urma unor estimări statistice pe o perioadă oarecare de timp se poate determina lungimea cozii de așteptare pentru fiecare din cele 2 zone de lucru. Funcție de lungimea acestei cozi, printr-un program de comparare se determină direcția de deplasare a capetelor. Marele avantaj al metodei este că pe perioada deplasării într-o anumită direcție se poate determina noua lungime a cozii de așteptare pentru respectiva unitate de discuri.

În fine, metoda originală propusă de autor permite ca în paralel cu deplasarea capetelor pe una din unitățile de discuri să se redimensioneze lungimile cozilor de așteptare pentru celelalte unități de discuri ale memoriei externe.

In finalul capitolului autorul face o analiză a posibilității de implementare a metodei RSCAN față de celelalte metode. El demonstrează faptul că este necesară o regenerare a sistemului de operare prin gruparea modulelor și prin includerea pe pista 0 a fiecărei unități de discuri a unei instrucțiuni de salt către pistele de pe mijlocul discului. Autorul demonstrează că aplicarea metodei sale este mai economică, în cazul minicalculatoarelor din familia I-100, CORAL decât în cazul calculatorului FELIX C-256 datorită volumului mult mai redus de modificări atât la nivelul sistemului de operare cât și la nivelul sistemului de gestiune a fișierelor.

In finalul capitolului autorul evidențiază faptul că aplicarea noii metode ține cont de performanțele constructive ale unității de discuri, de posibilitățile de apariție a erorilor, de raportul optim între lungimea blocului de adrese și control și lungimea blocului de informații care determină lungimea sectorului, de programul de determinare statistică a frecvenței de recepție a noilor cereri de transfer precum și de frecvențe de adresare a fiecărei piste de pe disc.

Se demonstrează astfel faptul că printr-o dispunere a informațiilor pe disc care ține cont de condițiile reale de exploatare a memoriei externe pe disc magnetic se poate reduce în mod substanțial timpul de execuție al programelor.

x

x x

Autorul își exprimă recunoștința pentru îndrumarea pe care a avut-o pe tot parcursul întocmirii lucrării din partea tov. Prof. Dr. ing. Alexandru Rogoian, conducător științific, eminentă personalitate științifică de al cărui nume se leagă formarea științifică a unei generații întregi de specialiști în domeniul calculatoarelor electronice.

De asemenea, autorul exprimă mulțumiri pentru sprijinul primit pentru întocmirea lucrării cât și pentru numeroasele sugestii și recomandări primite din partea tov. Dr. ing. Baltac Vasile și Dr. ing. Buznea Dinu - personalități marcante în domeniul tehnicii de calcul din țara noastră, a căror activitate s-a identificat cu dezvoltarea a numeroase produse re-

representative ale acestui domeniu industrial.

Pe această cale autorul exprimă mulțumiri pentru îndrumările primite pentru organizarea și întocmirea prezentei lucrări din partea Conf. Dr. ing. Popa Vasile și Conf.Dr.ing. Strugaru Crișan.

**CAP.2. INFLUENȚA PARAMETRILOR CONSTRUCTIVI AI
MEMORIEI EXTERNE PE DISC MAGNETIC ALTELE
LOCALITĂȚILOR DE DISPUNERE A INFORMAȚIILOR
PE SUPRAFAȚA DISCULUI MAGNETIC**

**2.1. ROLUL MEMORIEI EXTERNE PE DISC MAGNETIC
INTR-UN SISTEM DE CALCUL**

Creșterea numărului de utilizatori al unui sistem de calcul necesită ca timpul afectat executării programului unui utilizator individual să fie cât mai mic. Se obține în acest fel o îmbunătățire a modului de exploatare a calculatorului și satisfacerea cererilor unui număr crescând de utilizatori prin creșterea numărului de programe executate într-un anumit interval de timp.

Îndeplinirea acestor cerințe este cu atât mai dificil de realizat cu cât crește complexitatea programelor solicitate a fi rezolvate datorită volumului de informații conținute de acest program.

Spațiul restrâns al memoriei interne nu poate fi folosit pentru păstrarea informațiilor necesare executării simultane a mai multor programe, de către unitatea centrală a calculatorului.

Din acest motiv este necesară repartizarea tuturor acestor informații într-une sau mai multe memorii externe care oferă avantajul unui spațiu extins în care pot fi transferate anumite volume de date pentru o perioadă de timp, pentru eliberarea spațiului din memoria internă necesar datelor unui alt program.

Față de diferitele tipuri de memorii externe, cea pe disc magnetic oferă avantajul unei capacități mari de memorare și al unui acces aleator la blocurile de informații. Densitatea mare de înregistrare pe suprafața discului magnetic și accesul aleator la diferite zone de pe disc permit transferarea unor blocuri mari de informații între memoria externă pe disc magnetic și memoria internă a calculatorului în intervale mici de timp. În acest fel, în condițiile multiprogramării se obține creșterea vitezei de calcul pe ansamblul sistemului și execuția programelor diferiților utilizatori în intervale mici de timp.

Importanța alegerii unor anumite criterii de dispunere a informațiilor pe suprafața discului magnetic este reflectată prin influența parametrilor de exploatare ai memoriei externe pe disc

magnetic asupra valorilor unor anumiți indici de utilizare și sistemului de calcul. În acest sens merită menționați: indicele de reacție al sistemului de operare, indicele de utilizare al memoriei interne și indicele de utilizare al capacității de trecere a programelor prin sistem.

Indicele de reacție al sistemului de operare se exprimă prin relația (1), unde $[^{-1}]$

$$R = (T_c + T_e + T_f) \left(\frac{1}{T_D \cdot 10^2} + \frac{0,5}{T_{Umed}} + 3,5 \right) \quad (1)$$

T_c = timpul de compilare, T_e = timpul de editare de legături, T_f = timpul de încălzire, T_D = timpul mediu de acces al memoriei interne, T_{Umed} = timpul mediu de execuție al instrucțiunilor. Din examinarea acestui indice rezultă faptul că insuficiența spațiului de memorie internă necesită pentru diferitele faze de execuție ale unui program, transferarea unor module ale sistemului de operare (compilator, editor de legături, încălzitor) între memoria externă de disc magnetic și cea internă a calculatorului.

Valoarea acestui indice este dependentă în mod indirect de modul de dispunere al diferitelor module ale sistemului de operare pe discul magnetic, întrucît timpul de acces la aceste zone de pe disc influențează o serie de factori ca T_c , T_e , T_f .

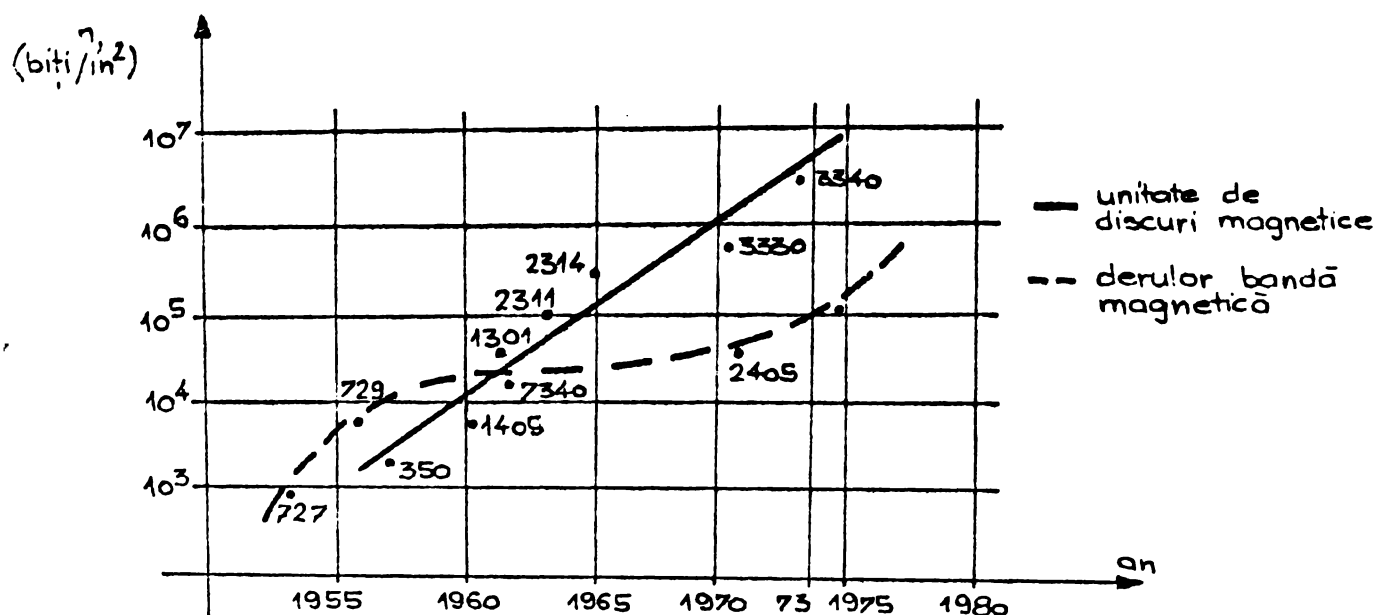
Indicele de utilizare al memoriei interne este exprimat prin relația (2), unde,

$$I_m = (1 - N_1/N \cdot C_m) \cdot 100 \quad (2)$$

unde N_1 = numărul total de spații din memoria internă, rămase libere la executarea unui lanț de N programe, C_m = capacitatea maximă a memoriei interne.

Examinarea acestui indice permite să se evidențieze faptul că în cazul împărțirii spațiului memoriei interne în zone de dimensiuni fixe se obține o utilizare necorespunzătoare a capacității memoriei interne întrucît pentru programe de mică întindere există alocate dinainte în memorie internă spații de dimensiuni fixe mai mari cîteodată decît cele solicitate de programele respective.

Rezervarea pentru programele în curs de execuție a unor zone de dimensiuni variabile în memoria internă permite îmbunătățirea acestui indice. Aceasta însă atrage după sine necesitatea adoptării unor anumite criterii de organizare și dispunere a informațiilor în memoria externă de disc magnetic care să permită transferarea



Tabel 1a. Creșterea densității de înregistrare n , la memoriile externe pe bandă și disc magnetic.

Caracteristică	Derulor bandă magnetică	Unitate de discuri magnetice
1. Capacitate	$\sim 10^7$ octeți /rolă	$10^6 - 10^8$ octeți/unitate
2. Dimensiune bloc	variabilă	fixă/variabilă
3. Metoda de acces	secvențial	direct
4. Medii întocuibile	da	da/nu
5. Viteza de transfer	$\sim 30 \div 300$ Koct/sec.	$156 \div 806$ Koct/sec.
6. Timp identificare bloc date	~ 5 ms	~ 12 ms
7. Timp acces	-	> 70 ms

Tabel 1b. Principalele caracteristici ale memoriilor externe

cît mai rapidă a unor blocuri de informații în zonele de dimensiuni variabile rămase libere în memoria internă.

Indicele de utilizare al capacității de trecere a programelor în sistem, se exprimă prin relația (3), unde:

$$I_c = n_{med} \cdot n_{Tmed} \cdot 100\% \quad (3)$$

n_{med} = numărul de programe care trec prin sistemul de calcul în unitatea de timp, n_{Tmed} = numărul de programe care ar urma să treacă în cazul nefolosirii integrale a tuturor resurselor de care dispune sistemul:

$$n_{Tmed} = \frac{(I_s - M_s - M_{med}) \cdot T}{T_{med} \cdot T_{med}} \quad (4)$$

unde T = intervalul de timp pentru executarea celor n_{med} programe, M_s = spațiul de memorie internă ocupat permanent de sistemul de operare, M_{med} = numărul mediu de cereri de eliberare de spații de memorie, M_{med} = valoarea medie a spațiului de memorie rămas neocupat, T_{med} = timpul mediu de prelucrare a programelor.

Din examinarea acestui indice rezultă necesitatea micșorării factorului M_{med} pentru care este necesară realizarea în intervale mici de timp a transferului de informații între memoria internă a calculatorului și cea externă pe disc magnetic.

Din examinarea celor 3 indici de utilizare a unui sistem de calcul rezultă avantajul memoriei externe pe disc magnetic față de celelalte tipuri de memorie externă, influența parametrilor constructivi ai memoriei externe pe disc magnetic asupra îmbunătățirii gradului de exploatare al calculatorului și al gradului de satisfacere al utilizatorilor individuali precum și interdependența acestor parametri constructivi de modalitatea de dispunere a informațiilor pe suprafața discului magnetic (2,3).

2.2. Proceduri de satisfacere a cererilor de lucru ale utilizatorilor

Pentru satisfacerea cererii necesare executării programului unui dintre utilizatorii resurselor de calcul ale calculatorului, există în general două posibilități și anume: fie eliberarea unui spațiu corespunzător din memorie, fie întârzieră satisfacerii cererii respective.

Deși se urmărește atât optimizarea performanțelor de exploatare ale calculatorului cît și creșterea coeficientului de satisfacere a cererilor diferiților utilizatori, procedura cea mai

convenabilă este cea corespunzătoare eliberării unor spații corespunzătoare din memoria calculatorului.

Cealaltă procedură menționată implică satisfacerea cererii de execuție a unui program condiționată de încheierea executării programelor precedente, ceea ce asigură o exploatare optimă a calculatorului dar în schimb utilizatorii vor dispune în mod secvențial și dăună anumite priorități, de resursele de calcul ale calculatorului.

Eliberarea unui spațiu din memorie corespunzător cererii unui anumit program implică două activități distincte și anume : împărțirea optimă a spațiului memoriei interne precum și transferarea cât mai rapidă a blocului de date eliberat din memoria internă în memoria externă a calculatorului.

În privința împărțirii spațiului disponibil din memoria internă se cunosc două modalități de alocare a memoriei pentru fiecare utilizator, anume o alocare statică sau o alocare dinamică. Alocarea dinamică a memoriei interne presupune împărțirea spațiului de ori în zone de dimensiuni fixe (metoda partițiilor fixe) sau în zone de dimensiuni variabile (metoda partițiilor variabile) în care caz fiecărei porțiuni de program i se repartizează o anumită cantitate din memorie, cât este solicitată de porțiunea de program respectivă.

Trebuie menționat că în cazul alocării statice, spațiul necesar unei porțiuni de program fiind cu mult mai mare ca cel real, disponibil în memorie, se ajunge la situația abandonării porțiunii de programe respective (cazul partițiilor fixe) sau la situația rearanjării spațiului de memorie afectat diferitelor porțiuni de programe. În acest caz sînt necesari algoritmi care să realizeze repartizarea inițială și a căror aplicare presupune un consum de timp în detrimentul celui afectat altor lucrări. Aceasta înseamnă practic înrăutățirea stării parametrilor de exploatare ai calculatorului cât și a timpului mediu de satisfacere a cererilor din partea utilizatorilor.

Paginarea memoriei interne a calculatorului, adică împărțirea spațiului memoriei în zone de memorie de lungime fixă (pagini), permite repartizarea blocurilor de dimensiuni fixe în poziții diferite în memorie (4,5).

Se obține în acest fel mai mult spațiu liber disponibil pentru memorarea rezultatelor parțiale în faza de execuție a diferitelor porțiuni de programe.

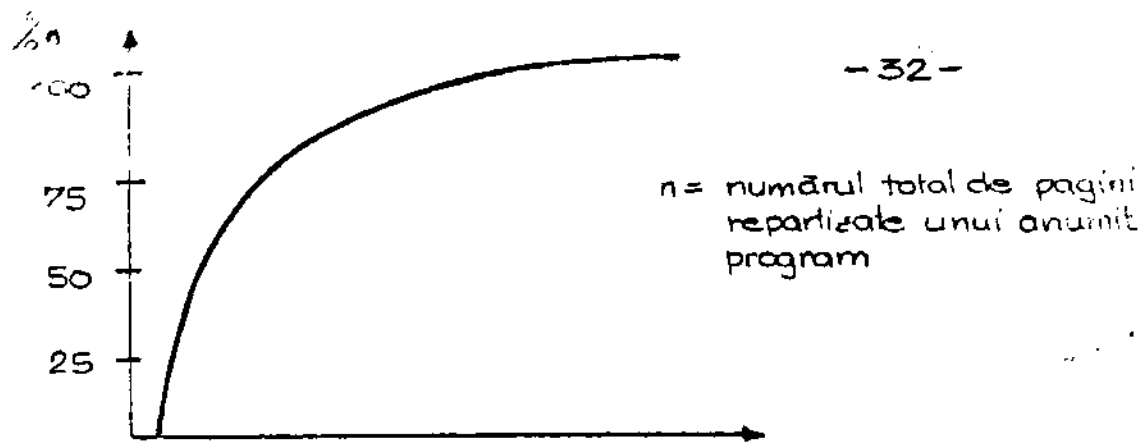


Fig.1 Variația procentului de pagini de program transferate, ($\%n$) funcție de timpul de activare al programului

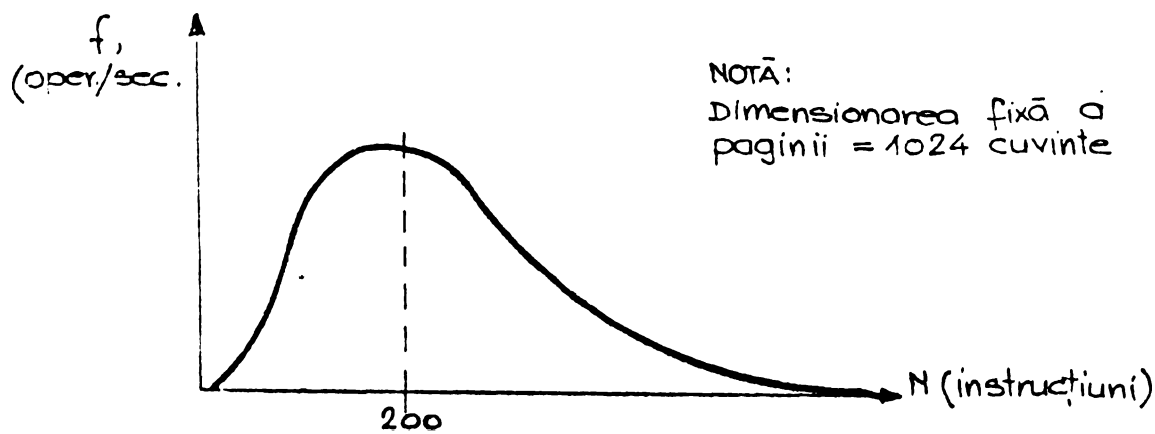


Fig.2. Variația frecvenței operațiilor de I/E, funcție de numărul N de instrucțiuni executate în interiorul unei pagini, pînă la terminarea transferării ei

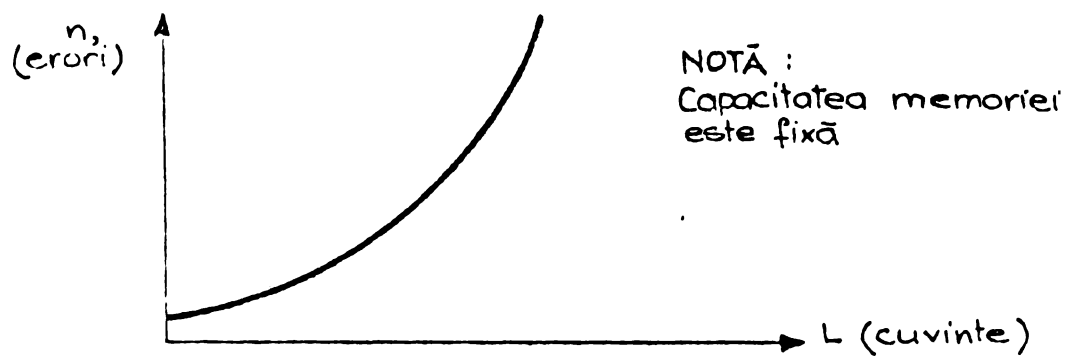


Fig.3. Variația numărului n_e de erori din interiorul unei pagini transferate, funcție de lungimea L a paginii

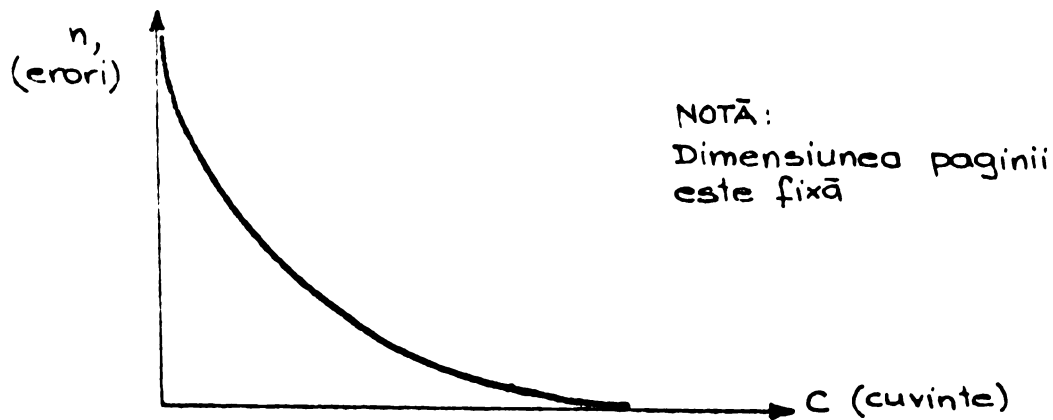


Fig.4. Variația numărului n_e de erori din interiorul unei pagini transferate, funcție de capacitatea memoriei.

Paginarea memoriei face posibilă și alocarea dinamică a zonelor de memorie, în sensul că repartizarea paginilor pentru diferitele porțiuni de programe se face pe măsură ce programul în curs trece prin diferite faze de execuție. Se obține în acest fel creșterea numărului de programe menținut în memoria internă și reducerea timpului afectat operațiilor de I/E.

Optimizarea performanțelor de exploatare ale calculatorului în sensul celor legate de timpul afectat operațiilor de I/E necesare transferării paginilor între memoria internă și cea externă a calculatorului este dependentă de mărimea paginii. Trebuie precizat în acest sens, că de obicei, odată activată executarea unui program, el necesită utilizarea a aproximativ 50 % din numărul total de pagini de memorie repartizate (fig.1), ceea ce necesită ca însăși programul respectiv să fie la rândul lui împărțit în pagini (6,1).

Așa cum se poate observa din fig.2,3,4, rezultă că pentru o capacitate fixă a memoriei, numărul de erori ce se pot produce în interiorul paginii la transferarea ei crește odată cu creșterea dimensiunii paginii, conducând la o intensificare a activității de I/E. În schimb însă pentru o dimensiune fixă a paginii se poate ajunge la situația ca numărul de erori să crească în mod exponențial odată cu scăderea capacității memoriei (1,6,7).

Față de cele arătate mai sus rezultă faptul că paginarea spațiului memoriei interne influențează procesul de optimizare al transferului de informații între memoria internă a calculatorului și cea externă pe disc magnetic.

2.3. Virtualizarea memoriei calculatorului

În vederea simplificării metodelor de adresare a memoriei calculatorului de către diferiți utilizatori s-a ajuns la conceptul memoriei virtuale conform căruia programatorului i se oferă un spațiu de lucru egal cu cererea sa de zone de memorie. Pentru aceasta, în sistemul ierarhic de memorie, calculatorul îi va alocă un număr de pagini egal cu paginile de memorie disponibile la momentul respectiv. Aceasta înseamnă practic că pentru executarea diferitelor programe se lucrează cu o memorie imaginară pentru care însă dispozitive specializate ale calculatorului vor trebui să realizeze translatarea adreselor virtuale în adrese reale. Spațiul de memorie corespunzând diferenței dintre spațiul

virtual și cel real de memorie va fi alocat în memoriile externe de regulă cele pe disc magnetic (6).

a condus
Vizualizarea spațiului memoriei calculatorului/în mod automat la problema alocării spațiului auxiliar de memorie, adică cel al memoriei externe. Această problemă reprezentând în fapt problema satisfacerii cererilor din partea utilizatorilor pentru blocuri de lungime fixă sau variabilă din memoria externă, înseamnă practic alegerea și transferarea unui bloc anumit de date din cele liber disponibile în memoria internă. Intrucît informația pe discul magnetic este organizată pe sectoare, se efectuează transferuri de blocuri de date de lungime fixă. În acest fel, în cazul memoriei externe pe disc magnetic se ajunge la probleme identice cu cele din cazul memoriei interne organizate pe pagini (1) (6).

Dacă se analizează memoria externă doar ca dispozitiv pe care se păstrează modulele sistemului de operare, problemele apar datorită dimensiunii blocurilor de date ce urmează a fi transferate și al algoritmilor de transferare al acestor blocuri.

Dacă se analizează memoria externă ca dispozitiv pe care se păstrează fișierele (disc de manevră), se introduce în mod suplimentar problema modului de organizare al fișierelor precum și cea a modului de acces la diferite articole de fișiere.

Optimizarea modului de prelucrare al fișierelor a făcut ca și în cazul memoriilor externe de manevră să se pună problema alocării statice și dinamice al acestora. Deosebirea față de memoria internă este că dimensiunea unui fișier ne putînd fi cunoscută dinainte, metoda alocării statice va trebui să se bazeze pe o serie de estimări ale limitelor dimensiunilor maxime de fișiere.

Modul de organizare al datelor pe disc (fie că este vorba de module ale sistemului de operare, fie că este vorba de fișiere de I/E) influențează numărul de operații de I/E necesare identificării, transferării unor blocuri de date și rearanjării spațiilor libere rămase pe suprafața discului, deci practic viteza cu care calculatorul poate satisface cererile diferiților utilizatori pentru rezolvarea unor anumite probleme de calcul (7,8).

Modul diferit în care se analizează funcționarea memoriei magnetice pe disc magnetic pe care se păstrează modulele sistemului de operare față de cea de manevră rezidă nu atât asupra modului de organizare al informațiilor (de obicei în ambele situații în format fix) ci asupra frecvenței cererilor aleatorii de acces la diferitele blocuri de informații din modulele sistemului de ope-

rare sau din fişiere. În acest sens, dat fiind faptul că pentru asamblarea programelor este necesar să se transfere de fiecare dată în memoria internă, compilatorul, editorul de legătură, depozitate într-o memorie externă pe disc magnetic, frecvenţa de acces la aceste module este mult mai mare decât frecvenţa cererilor de acces la memoria externă pe manevră, pentru care diferitele blocuri dintr-un fişier sînt transferate de obicei numai pentru operaţiile de aduceri la zi a articolelor fişierelor.

În ultimul timp însă creşterea numărului de aplicaţii în timp real a făcut să crească foarte mult şi frecvenţa de apelare a informaţiilor din fişiere, deci a crescut şi gradul de utilizare al memoriilor magnetice de manevră.

Virtualizarea memoriei, obţinută prin extinderea capacităţii pe seama memoriei externe pe disc magnetic a condus la creşterea gradului de utilizare al acestui tip de memorie externă, adică a numărului de operaţii de I/E între acest nivel de memorie şi celelalte nivele ierarhice. Paginarea memoriei externe s-a extins şi asupra celei externe pe disc magnetic, ea fiind practic acum determinată de lungimea maxim admisibilă, din punct de vedere al vitezei de transfer, a blocului de înregistrări de pe suprafaţa discului. Chiar dacă s-a ajuns la dimensiuni standard de blocuri pentru a fi transferate între pagini de memorie internă şi pagini (sectoare) de memorie externă pe disc magnetic, nu se poate afirma că prin aceasta s-a realizat o optimizare a modului de înlănţuire a acestor pagini între diferitele nivele ierarhice de memorie.

2.4. Parametrii memoriei externe pe disc magnetic

Prin termenul de memorie externă pe disc magnetic se înţelege ansamblul format din una sau mai multe unităţi de discuri magnetice pe care se păstrează suportul magnetic (discul sau pachetul de discuri) şi unitatea de legătură, prin intermediul căreia se realizează conectarea unităţii de discuri la canalul de I/E şi calculatorului.

Unitatea de discuri este blocul funcţional (fig.5) prin intermediul căreia se realizează accesul la un anumit bloc de informaţii pe suprafaţa discului şi transferarea lui efectivă, prin interpretarea unor comenzi specializate emise de către unitatea de legătură.

Unitatea de legătură este blocul funcţional (fig.6) care

realizează conectarea unității de discuri la canalul de I/E al calculatorului. În acest scop ea primește din partea calculatorului ordine de efectuare a operațiilor de I/E pe care le interpretează și le transformă într-un format acceptabil de către unitatea de discuri. În plus, unitatea de legătură supraveghează modul de realizare al transferului de informații prin controalele efectuate la nivelul datelor transferate cit și la nivelul semnalelor de dialogare între unitatea de discuri și unitatea de legătură.

Memoria externă pe disc magnetic este caracterizată prin următorii parametri constructivi:

a. - Capacitatea de memorare, definită prin cantitatea maximă de date care poate fi păstrată în cadrul memoriei externe pe disc magnetic.

b. - Timpul de satisfacere a cererilor de transfer, definit drept intervalul de timp scurs de la recepționarea unei comenzi de transfer al unui bloc de informații, până la încheierea transferului de informații dintre memoria externă pe disc magnetic și memoria internă a calculatorului (17).

$$T = W_1 + T_1 + W_2 + T_2 \quad (5)$$

Acest interval de timp T se compune din însumarea mai multor intervale de timp, după cum urmează :

a. - W_1 , timpul necesar încheierii transferului de informații inițiat anterior recepționării noii cereri de transfer.

b - T_1 , timpul necesar deplasării sistemului de capete din zona în dreptul căreia erau fixate capetele la încheierea transferului precedent până în dreptul zonei unde se află blocul de informații solicitat a fi transferat.

c - W_2 , intervalul de timp în care memoria externă pe disc magnetic așteaptă eliberarea canalului de I/E pentru transferul blocului solicitat.

d - T_2 , timpul corespunzător identificării blocului de informații (d) și transferului blocului identificat (r).

Din examinarea acestor parametri rezultă faptul că valoarea lor este determinată în principal de caracteristicile funcționale ale unității de discuri și de modul de organizare și de transfer al blocurilor de informații [9].

Valoarea capacității de memorare este determinată de valoarea capacității de memorare a fiecărei unități de discuri care intră în compunerea memoriei externe pe disc magnetic și de modul de

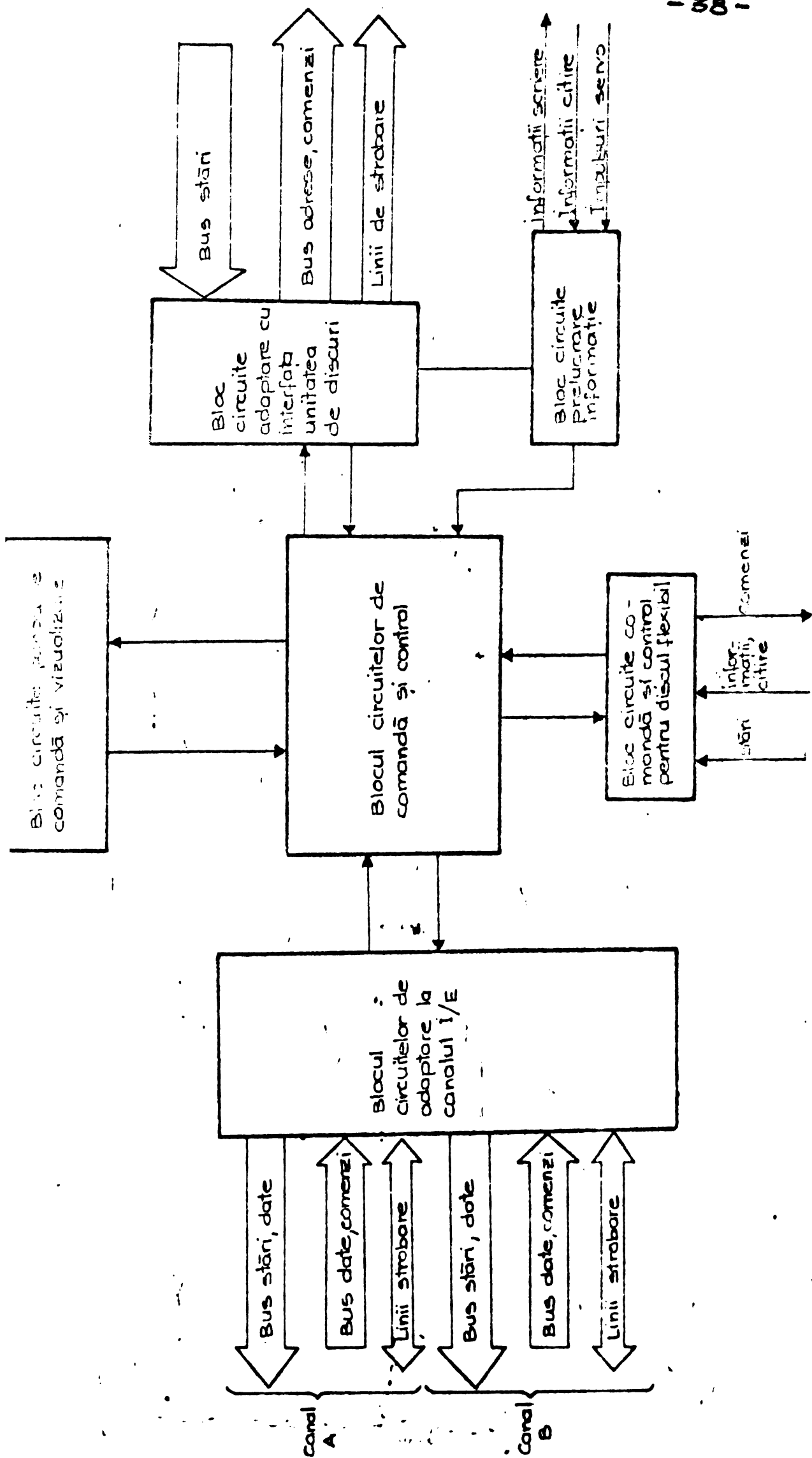


Fig.6. Schema bloc generală a unei unități de discuri flexibile

organizare a informațiilor pe suprafața discurilor. În ceea ce privește capacitatea de memorare a fiecărei unități de discuri, ea este dependentă de frecvența de înregistrare a informațiilor și de numărul de discuri din pachet. Rezultă în acest sens influența parametrilor constructivi ai unității de discuri, întrucât frecvența de înregistrare este dependentă atât de caracteristicile capetelor de scriere/citire cât și de performanțele căruciorului portcapete care asigură deplasarea și plutirea capetelor la o anumită înălțime deasupra suprafeței discurilor.

Valoarea capacității de memorare este determinată și de modul de organizare a informațiilor pe suprafața discurilor, în sensul asigurării unui raport optim între zonele de adrese și control și zonele de informații. Pentru creșterea valorii capacității de memorare la nivelul unității de discuri este necesar ca zonele de adrese și control să ocupe un spațiu restrâns pe suprafața discului. Acest deziderat nu poate fi realizat întrucât prezența zonelor de adrese și control este necesară pentru realizarea operațiilor de poziționare a capetelor.

În ceea ce privește timpul de satisfacere a unei cereri de transfer, valoarea sa este determinată atât de parametrii constructivi ai unității de discuri cât și de modul de organizare a informațiilor pe suprafața discului.

Intervalele de timp aferente încheierii transferului precedent cât și efectuării transferului solicitat au valori comparabile dependente de parametrii interfețelor dintre canalul de I/E, unitatea de legătură și unitatea de discuri și de frecvența de înregistrare a informațiilor. Valoarea intervalului de timp afectat operațiilor de identificare a blocului de informații ce trebuie transferat este determinată de timpul de rotație a pachetului de discuri dar și de dimensiunea și numărul blocurilor de octeți de adresă și control.

Intervalul de timp afectat operațiilor de deplasare ale sistemului de capete de scriere/citire este cel mai însemnat din punct de vedere valoric, datorită distanțelor lungi pe care le are de parcurs căruciorul portcapete. În acest sens timpul de poziționare este determinat de parametrii constructivi ai motorului linear al căruciorului portcapete, al sistemului de ghidare al căruciorului. Toți acești parametrii sînt caracteristici diferitelor tipuri de unități de discuri. Valoarea acestor

parametrii este limitată din punct de vedere tehnologic și constructiv ceea ce face ca timpul de poziționare să nu poată fi majorat decât până la o anumită valoare [10, 11].

Distanțele pe care le are de parcurs sistemul de capete de scriere/citire depinde atât de modul de organizare a blocurilor de informații, în sensul dispunerii lor pe diferite zone de pe suprafața discului, cât și de organizarea logică a blocurilor de informații. În acest sens prezența și numărul secțiilor de control și adresă influențează numărul de poziționări a sistemului portcapete.

Se poate spune deci că timpul de poziționare este condiționat de parametrii constructivi ai unității de discuri.

De asemenea, rezultă că între timpul de poziționare și modul de organizare a blocurilor de informații există o relație de dependență biunivocă. În acest sens modul de dispunere a informațiilor pe suprafața discurilor determină numărul de deplasări ale sistemului de capete. Pe de altă parte valoarea timpilor minim, mediu și maxim de poziționare influențează modul de alegere a dispunerii informațiilor pe suprafața discului.

Trebuie precizat că valoarea timpului de poziționare și deci implicit valoarea timpului de satisfacere a unei cereri de transfer este influențată de modul de exploatare a unităților de discuri. În acest sens timpul de poziționare la nivelul unității de discuri pe care se năstreaște sistemul de operare este diferit de cel la nivelul unității de discuri de manevră atât datorită frecvențelor diferite cu care se efectuează cererile de transfer la cele 2 tipuri de unități de discuri cât și datorită faptului că sistemul de gestiune al fișierelor implică un număr mai mare de poziționări ale capetelor pe discul de manevră. În acest sens pe lângă dimensiunea blocurilor de informații de transferat care are aceeași influență în cazul ambelor tipuri de unități de discuri, un rol important îl joacă structura și organizarea tabelelor de indexare care permit identificarea anumitor articole de fișier.

Parametrii constructivi ai memoriei externe pe disc magnetic implică și prezența limitărilor introduse de unitatea de legătură. Prezența ei în configurația memoriei externe pe disc magnetic permite detectarea erorilor care apar în funcțio-

narea unității de discuri cit și a erorilor de transfer.

Timpul afectat identificării și corectării acestor erori afectează timpul de satisfacere a unei cereri de transfer.

Acest interval de timp este dependent atât de circuitele specializate din configurația unității de legătură cit și de dimensiunea și modul de repartizare al blocurilor de informații pe suprafața discului.

Raportul dintre blocurile de octeți de control și adresă și blocurile de informații precum și modul de dispunere a acestora pe suprafața discului influențează parametrii constructivi ai memoriei externe, și anume : capacitatea de memorare, timpul de poziționare, timpul de identificare.

Un rol important îl are și timpul canalului de I/E la care se conectează memoria externă pe disc magnetic. Astfel, în cazul conectării memoriei externe pe disc magnetic la un canal selector care nu rămâne ocupat pe perioada porționării capetelor unora din unitățile de discuri nu mai poate exista o diferențiere între T_2 și T_1 . Din acest motiv unitatea de legătură nu mai poate comanda efectuarea unui transfer de pe o unitate de discuri în paralel cu porționarea capetelor pe o altă unitate ceea ce înrăutățește timpul de satisfacere al cererilor de transfer pe ansamblul memoriei externe pe disc magnetic.

Pe de altă parte valorile acestor parametri sînt limitate din punct de vedere al limitelor tehnologice și constructive ale unității de discuri și ale unității de legătură. În schimb însă alegerea unui mod eficient de dispunere a informațiilor pe suprafața discului poate conduce la o îmbunătățire a unora din parametrii constructivi ca de exemplu timpul de poziționare și timpul de identificare a blocurilor de informații, solicitate a se transfera.

**CAP. 3. INFLUENȚA PARAMETRILOR CONSTRUCȚIVI AI
UNITĂȚII DE DISCURI ASUPRA MOLALITĂȚILOR
DE ARANJARE A INFORMAȚIILOR PE SUPRAFAȚA
DISCULUI**

3.1. Clasificarea unităților de discuri magnetice

Pentru facilitarea analizei parametrilor construcțivi ai unității de discuri magnetice, se pot identifica diferite moduri de clasificare a unităților de discuri magnetice.

A. După modul de fixare al discului sau pachetului de discuri pe unitate, putem deosebi:

a. - unități de discuri cu disc fix, la care discul (1 sau 2) este fixat în unitatea de discuri fără a putea fi înlocuit;

b. - unități de discuri cu discuri amovibile, la care pachetul de discuri poate fi înlocuit în cadrul unității cu un altul similar.

Dintre acestea, unitățile de discuri cu discuri amovibile își găsesc o utilizare mai largă întrucât aceeași unitate poate fi folosită de mai mulți utilizatori, fiecare putând dispune de pachete de discuri proprii. De asemenea, capacitatea obținută (7, 29, 58, 100, 200, 300 Mect) cu unitățile de discuri cu discuri amovibile este mai mare întrucât pachetele pot conține 6+10 discuri, fiecare având pe ambele fețe suprafețe de înregistrare. Un alt motiv pentru care unitățile de discuri cu discuri amovibile își găsesc o utilizare mai largă este acela că prin intermediul lor se poate realiza compatibilitatea de mediu între mai multe calculatoare, cu condiția ca modul de organizare al informațiilor stocate pe discurile din pachet să fie același. Trebuie precizat că în momentul de față se utilizează și așa numitele unități de discuri tip "cartridge" cu capacități de până la 12 Mect., pe care se folosește un disc fix de 6 Mect. și un altul amovibil cu o aceeași capacitate. asemenea unități de discuri au început să fie din ce în ce mai des folosite ca urmare a apariției minicalculatoarelor pentru care unele module ale sistemului de operare sînt memorate pe discul fix (tabel 2).

Tip unitate	Caracterizare	Capacitate (Mb)	Numar unitate	Nr. disc	Nr. rate	Nr. cilindri	Densitate		Viteza transfer (KB)	Time acces		Viteza rotatie (rpm)	Sistem positionare		Capete	Modelul si firma producatorului
							bpi	tPI		ms	ms		motor	headulor		
Unitate de stocare cu discuri mobile si fixe	- discuri (pachete) interschim-babile - capete pluitoare mobile - discuri fixe si mobile	7	7	6	10	200	1100	100	155K	20	33-50	2400	hidraulic rotativ	1	pluitoare	IBM 2311, CDC 2240, MEMOREX 650
		29	29	41	20	200	2200	100	312K	7-12	35	2400	linear	1	pluitoare	IBM 2345, CDC 9790, MEMOREX 3650
		58	58	41	20	400	2200	200	312K	7-12	30	2400	linear	1	pluitoare	CDC 9746
		100	100	41	19	400	4060	200	806K	7	30	3600	1 fată + 1 cap servo	1	pluitoare	IBM 3439, CDC 9790
		200	200	41	19	800	4060	400	806K	7	30	3600	linear	1	pluitoare	CDC 9790
		300	300	22	40	400	6000	200	387M	12	50	3500	linear	1	pluitoare	CDC 9790, MEMOREX 3650
		40-300	40-300	5-12	5-19	400-800	6000-4000	200-400		30	30-40	2400-3600	linear	1	pluitoare	CDC 9760-9760
		1,2M	1,2M	1	2	200	1100	100			30-40	1500	optic magnetic	1	pluitoare	IBM 2315, Perlec HP 12950
		31M-62M	31M-62M	1	2	200	2200	200			30-40	1500-2400	linear	1	pluitoare	IBM 3440, CDC 9790, Perlec 361
		35M-70M	35M-70M	2	3-6	348-696	5636	300		885K	25	3000	1 fată + 1 cap servo	1	pluitoare	IBM 3340, CDC 9790, MRX Data Mark
Unitate de stocare cu discuri fixe	- discuri fixe - capete mono sau multiple fixe sau mobile	0,125M-0,95M	0,125M-0,95M	4	2	64			500K		3000	linear	1	pluitoare	PPL-100 (ANAL)	
		0,8M	0,8M	1	1	128						linear	1	pluitoare	SDSI-720	
		1,4M-2,9M	1,4M-2,9M	1	1	200-400	2200	200	312K	50	2400	linear	1	pluitoare	wang seria	
		9M	9M	1	2	300	5650	300	889K	44,2	72,5	2964	electrodinamic	1	pluitoare	IBM sistem
		0,4M-0,8M	0,4M-0,8M	1	1	77	3268	48	30K-60K	40	40	360	pos cu pas surub met. cat	1	pluitoare	IBM 3740, CDC 9790, MEMOREX 3650, 6400
Unitate de stocare cu discuri fixe si mobile	- disc flexibil interschim-babil - cap mobil cu contact	0,3M	0,3M	1	1	64	3100		30K	40	375	linear	1	pluitoare	MRX 651	
		< 0,3M	< 0,3M	1	1	32-64	1600-3100	32-64			90-360	linear	1	pluitoare	Potter DD480 Century Data	
		0,15M	0,15M	1	1	64			225K	5	400	pos cu pas surub metalic	1	pluitoare	Innorex 60	

Tabel nr. 2. Principalele caracteristici ale unitatilor de stocare magnetice

B. După modul de realizare tehnologică a mediilor de înregistrare folosite, putem deosebi:

a. - unități de discuri cu disc flexibil, la care discul utilizat are aceeași compoziție ca și banda magnetică, el deformându-se la avansul capului de S/C de-a lungul suprafeței sale;

b. - Unități de discuri cu disc rigid, la care discul sau discurile din pachet sînt realizate dintr-un disc metalic (Al de exemplu) pe suprafețele cărui sînt depuse straturile de material magnetic. Rigiditatea discului nu permite capului să atingă suprafața discului, fiind necesar ca acesta să plutească pe o pernă de aer, la o anumită distanță de suprafața discului.

C. După poziția relativă a capetelor de S/C față de mediul de înregistrare deosebim :

a. - unități de discuri cu capete plutitoare, la care capetele de S/C nu se află în contact cu suprafețele mediilor de înregistrare;

b. - unități de discuri cu capete fixe, la care capetele se află în contact față de suprafața mediilor de înregistrare.

D. După numărul de capete de scriere/citire putem deosebi:

a. - unități de discuri cu capete singulare, cum e cazul celui folosit pentru discul flexibil;

b. - unități de discuri cu capete multiple la care numărul de capete depinde de numărul de suprafețe de înregistrare din pachetul de discuri.

E. După modul în care se poate realiza accesul din partea canalelor de I/E la unitățile de discuri putem deosebi :

a. - unități de discuri cu monoacces;

b. - unități de discuri dublu acces, în care caz aceeași unitate de discuri poate fi conectată la una din cele două unități de legătură, funcție de prioritatea sosirii cererii de transfer.

Din examinarea tabelului nr. 2 și a fig. 8 se poate spune că dezvoltarea unităților de discuri s-a făcut după două direcții principale :

a. - elaborarea de unități de discuri cu capacitate de memorare foarte mari;

b. - elaborarea de unități de minidiscuri caracterizate prin performanțe ridicate în exploatare și preț de cost redus.

În ultimii 20 de ani s-au înregistrat o serie de salturi a performanțelor unităților de discuri datorită adoptării de noi concepte constructive sau noi tehnologii cum ar fi de exemplu:

- capul plutitor (lagăr aerodinamic) cu braț cu cama de încărcare inclusă;
- motorul linear electrodinamic;
- servosisteme pentru poziționarea capetelor folosind ca traductor de poziție piste de servoreglare preînregistrate;
- capul plutitor cu contact permanent;
- pachetul de discuri încasetat cu capetele de scriere/citire incluse în pachet;
- creșterea frecvenței de înregistrare până la 6000 bpi

Indiferent de tipul unităților de discuri, ele se caracterizează prin aceeași parametrii constructivi, diferențierea făcându-se la nivelul valorilor acestor parametrii.

3.2. Caracteristicile constructive ale unității de discuri

În cadrul memoriei externe pe disc magnetic, unitatea de discuri execută un set de comenzi specifice și anume:

- poziționarea sistemului de capete în dreptul unei anumite zone de pe suprafața discului;
- înscrierea sau citirea datelor din zona de pe disc în dreptul căruia fusese poziționat anterior sistemul de capete;
- reîntoarcerea sistemului de capete în poziția lor inițială, adică la marginea exterioară a discului;
- poziționarea inițială a capetelor (cunoscută sub numele de prim acces) prin pătrunderea sistemului de capete în interiorul pachetului de discuri până în dreptul pistei zero;
- retragerea capetelor din interiorul pachetului de discuri ca urmare a acționării butonului de oprire a unității sau a căderii accidentale a tensiunii de alimentare.

Dintre aceste comenzi, ultimele două sînt decise de către operator, celelalte fiind urmarea prelucrării de către unitatea de legătură a unor instrucțiuni de I/E primite din partea programelor în curs de execuție.

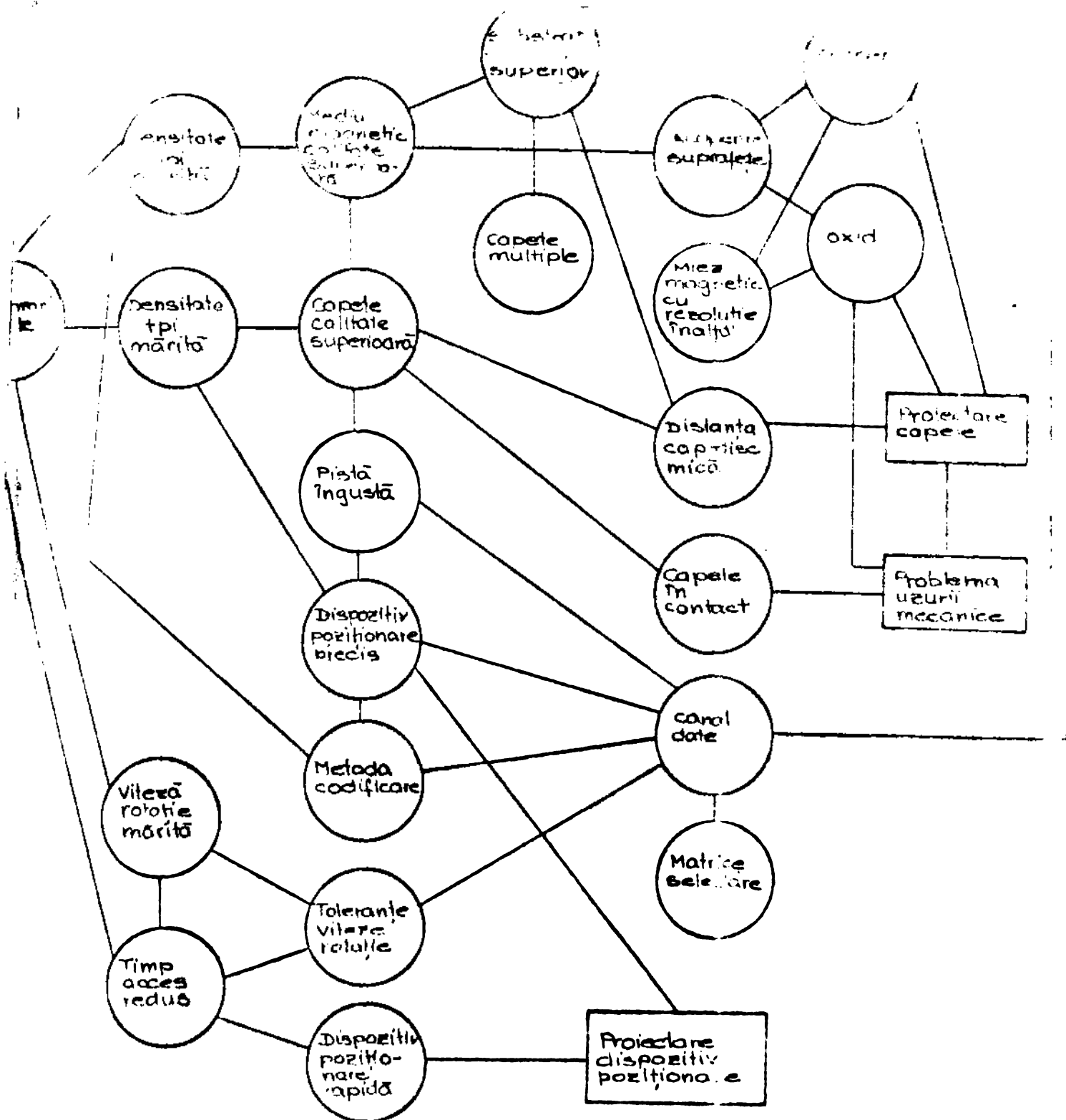


Fig. 7. Intercondiționarea factorilor care determină evoluția parametrilor unității de discuri

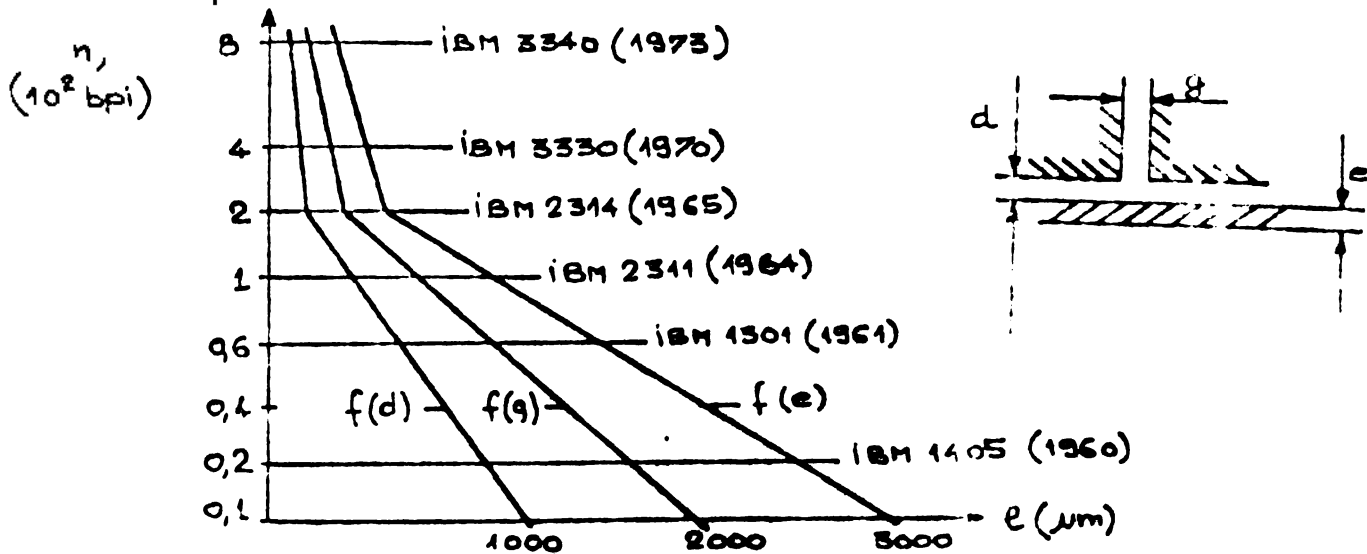


Fig. 8. Evoluția densității lineare de înregistrare n , funcție de distanța d de la capsi suprafața discului d , grosimea stratului oxizat e și raza miezului de r ($r = 100 \text{ mm}$).

Pentru executarea acestor comenzi, unitatea de discuri est prevăzută cu o serie de blocuri funcționale, prevăzute în schema bloc din fig. 5.

Pentru ușurarea operațiilor de identificare a zonelor de pe suprafața discului magnetic pe care se află depozitate blocurile de informații care urmează a fi transferate, s-a convenit ca dispunerea informațiilor să se facă de-a lungul unor piste virtuale dispuse concentric pe suprafața discului. Lățimea acestor piste virtuale, precum și distanța dintre ele este determinată de întrefierul capului de S/C precum și de distanța acestuia față de suprafața magnetică a discului.

Tot pentru facilitarea operațiilor de poziționare s-a convenit ca dispunerea informațiilor în lungul pistelor să se facă de blocuri de o anumită lungime. Numărul de octeți dintr-un asemenea bloc a fost definit ca sector. Dată fiind această dispunere radială precum și faptul că fiecare pistă indiferent de poziția sa pe suprafața discului trebuie să aibă același număr de octeți, rezultă că sectoarele de pe pistele dinspre interiorul discului se caracterizează printr-o densitate de înregistrare a informațiilor mai mare decât cele aflate înspre exteriorul discului.

Parametrii care exprimă performanțele unității de discuri sint :

a. - Capacitate de memorare, (C), exprimată prin relația (6):

$$C = (d_p L_p) (d_r L_r) N_d N_p \quad (6)$$

unde d_p = densitatea de înregistrare pe pista, d_r = densitatea radială sau numărul de piste de pe suprafața unui disc, L_p = lungimea pistei, L_r = diametrul discului, N_d = numărul de discuri din pachet, N_p = numărul total al suprafețelor de înregistrare;

b. - Timpul de acces (T_a) exprimat prin totalitatea intervalelor de timp necesare poziționării sistemului de capete, identificării unei anumite zone și transferării conținutului respectivei zone;

c. - Viteza de transfer (V_{tr}) determinată de cantitatea de informații transferată în unitatea de timp între unitatea de discuri și unitatea de legătură.

d. - Siguranța în funcționare exprimată printr-o serie de parametri specifici ca MFR (timpul mediu de funcționare a unității de discuri între două defecte succesive), MTR (timpul

mediu necesar depansării unității de discuri defectate).

Așa cum se poate observa din fig. 7 procesul evoluției parametrilor unității de discuri este un proces complex intrucit parametri menționați depind de un număr mare de factori, care se intercondiționează reciproc [9], [12].

Pentru îmbunătățirea gradului de exploatare a sistemului de calcul și pentru satisfacerea unui număr cât mai mare de utilizatori individuali este necesară creșterea capacității de memorare, micșorarea timpului de acces, creșterea vitezei de transfer și a siguranței în funcționare. Perfecționarea performanțelor acestor parametri ai unității de discuri este posibilă atât prin măsuri constructive și tehnologice cât și printr-o dispunere adecvată a blocurilor de informații care să țină cont de respectivele limitări tehnico-constructive.

Evoluția soluțiilor tehnico-constructive și influența lor asupra parametrilor de exploatare ai unității de discuri este prezentată în tabelul Nr. 2. Din examinarea acestui tabel precum și a reșiei (6) rezultă faptul că subansamblul unității de discuri care influențează cel mai mult performanțele unității de discuri și de care trebuie ținut cont în criteriile de dispunere a blocurilor de informații pe suprafața discului este platina (fig. 9).

În cadrul acestui subansamblu se pot întâlni: dispozitivul de poziționare al capetelor, sistemul capetelor de scriere/citire, broșa de fixare al pachetului de discuri [13].

Fiecare din aceste dispozitive influențează într-o măsură oarecare parametrii constructivi ai unității de discuri. Dispozitivul de poziționare prezentat în fig. 9 și alcătuit din căruciorul portcapete, căile de ghidare, traductorii de viteză și de poziție, schema de servocomandă, determină în principal timpul de poziționare în dreptul zonei care conține blocul de informații necesare a fi transferate. Cerințele impuse acestui dispozitiv implică atât creșterea vitezei de deplasare a sistemului de capete cât și creșterea preciziei de poziționare pe pista care conține zona de transferat [14].

Din examinarea tabelului nr. 3,4 rezultă modul în care au evoluat dispozitivele de poziționare funcție de tipul dispozitivului de acționare, ajungându-se la creșteri semnificative ale vitezei de deplasare ale căruciorului portcapete.

Utilizarea motorului linear a permis creșterea vitezei de deplasare datorită micșorării numărului de părți mecanice aflate

în mișcare și în corespunzător a numărului de frecări posibile. Mărirea vitezei de deplasare a căruciorului port-capete necesită adoptarea unor soluții tehnologice precum și o repartizare statistică a tuturor deplasărilor de-a lungul discului în vederea reducerii impreciziilor de poziționare. Algoritmii de dispunere a blocurilor de informații în scopul reducerii timpilor de poziționare sînt condiționați de o serie de efecte ale deplasării rapide a căruciorului port-capete. În condițiile în care masa inertială a căruciorului port-capete s-a redus pînă la 1 kg., vitezele mari de deplasare produc vibrații datorate oscilațiilor căruciorului în planul orizontal și vertical.

Aceste oscilații se transmit bobinei mobile a motorului linear, producînd variații ale inducției magnetice de-a lungul întrefierului. Efectul care se produce în acest sens este cel al variației constantei forței electrodinamice, ce poate avea valori egale cu cele ale forțelor de frecare. Aceasta înseamnă în fapt variații ale vitezei de deplasare a căruciorului și deci înrîutățirea timpului de poziționare. În plus, variațiile sus-amintite produc frecvențe de rezonanță (de ordinul a 3 KHz) care se transmit brațelor, capetelor de scriere/citire (cu o masă de cca. 10 gr.) și care conduc la variații ale distanțelor dintre capete și suprafața discului [14]. Din acest motiv soluția adoptată în cazul realizării unei unități de discuri magnetice de 29 Mect. de cître un colectiv de cercetare din I.T.C. (din care am făcut parte) a fost folosirea pentru ghidarea căruciorului port-capete a două șine cu 6 rulmenți. În acest fel s-a redus frecvența de rezonanță la 1 KHz., ea datorîndu-se numai deformațiilor de contact existente între rulmenți și căile de ghidare.

Performanțele motorului linear sînt dependente de o serie de factori de natură electrică (lungimea bobinei, diametrul spirei magnetice (tipul materialului magnetic, lungimea întrefierului) și mecanică (căruciorul port-capete). Din examinarea tabelului Nr.4 rezultă faptul că actualmente se folosesc două tipuri de motoare lineare, din care cel cu bobină scurtă, aflată în întregime în întrefierul circuitului magnetic, oferă mai multe avantaje ca : flux de scîpări redus, care nu necesită luarea de măsuri de protecție ale sistemului de capete; micșorarea timpului de creștere a valorii curentului în bobină, în cazul poziționărilor de distanțe scurte; posibilitatea folosirii de șine și ceva mai mici care nu

cine coercitivare și care pot fi magnetizați și în poziție demontată;

În acest sens în cadrul unității de deșeură DM 29 realizate de un colectiv de cercetători din ITC (din care am făcut parte) s-a folosit un motor linear cu magneți realizați din Elferit.

Pentru reducerea timpului de poziționare în condițiile folosirii motorului linear sînt posibile mai multe procedee tehnologice, din care merită menționate [15]:

- creșterea tensiunii de alimentare, care a permis o reducere a timpului de acces cu 5 % și care este limitată de necesitatea realizării unor bobine rezistente la temperaturi de ordinul a 150°C și a găsirii unor procedee de răcire cu aer a acestora;

- îmbunătățirea caracteristicilor circuitului magnetic (alegera materialului, alegerea formei constructive a statorului) și ale bobinei (grosime mică, masă mecanică redusă, diametrul spirei, diametrul și lungimea bobinei).

O soluție adoptată de autor în cazul unității de discuri magnetice de 29 Mect., realizată la I.T.C. București a avut în vedere fenomenul creșterii nedorite a timpului de poziționare pe distanțe scurte, datorate constantei de timp necesare creșterii valorii curentului în bobinele motorului. În vederea reducerii acestui fenomen nedorit soluția adoptată a fost cea a folosirii unei bobine secundare care printr-o cuplare inductivă (în scurt circuit) cu bobina mobilă a motorului a permis accelerarea procesului tranzitoriu de creștere a valorii curentului.

Adoptarea unor măsuri cât mai adecvate pentru discurile blocurilor de informații pe suprafața discului magnetic are în vedere atât reducerea timpului de acces cât și o precizie cât mai ridicată de poziționare a capetelor în dreptul zonei de transferat. Numai în acest fel este posibilă în fapt reducerea timpului de acces la nivelul memoriei externe pe disc magnetic.

Dacă timpul de poziționare poate fi redus prin folosirea motorului linear, precizia de poziționare este influențată de următorii factori [16]:

a. - toleranțele traductorului de poziție (de natură statică, întrucît sînt rezultatul unor diferențe de prelucrare de la un traductor la altul) în proporție de 30 % ;

b. - toleranțele dinamice datorate vibrațiilor produse în timpul deplasării caruciorului, în proporție de 30 %;

c. - toleranțele sistemului de servocomandă (dependente de performanțele componentelor electronice utilizate, schemele de compen-

Tip dispozitiv	Unitate de discuri	Timp acces (ms)			Viteză maximă (cm/s)
		min	med.	max	
hidraulic	IBM 1405		600		30
hidraulic	IBM 2311	25	75	135	43
hidrodinamic	CDC 9465	30	85	145	90
hidrodinamic	MRX 660	20	50	80	
	CDC 9736	8	52	58	
— —	DM29 (RSR)	7	30	50	200

-50-

Tabel Nr. 3 - Tabel comparativ al dispozitivelor de poziționare utilizate în cadrul unităților de discuri

Tip unitate de discuri	Motor	Caracteristici	Timp mediu acces (ms)	Masa mobilă (kg)	Circuit max. (A)	Densitate
Unitate de discuri de masă	IBM 2314	Bobină lungă magneti metalici	60			100
	MRX 660	— —	50			100
	Infomag 15	Bobină scurtă magneti cer	25	1,2	18	100 ÷ 200
	Infomag 30	— —	23	1	22	100 ÷ 200
	DM-29	— —	25	1,3	18	100
Unitate de discuri tip "Cartridge"	HP 7900	Bobină lungă magneti metalici	30			
	Infomag 44	Bobină scurtă magneti ceramici	50	0,35	7	100 ÷ 200

Tabel nr. 4 - Tabel comparativ al tipurilor de motoare folosite în dispozitivele de poziționare ale unităților de discuri.

Tip cop	Densitate		Distanța cop-disc (μ)	Forța încărcare (gf)	Viteza disc (rpm)	Masa plăcii (g)	Model încărcare
	Bpi	Tpi					
Unitate de 7MB	1100	100	3	350	2400		camă unică sau cămă pe brăț
Unitate de 20MB	2200	100	329	350	2400	3,25	Camă pe brăț
Unitate 50 MB	2200	200	329	350	2400	3,25	— —
Unitate 100 MB	4400	200	1,65	350	3600	5	— —
Unitate 200 MB	8800	400	1,65	350	3600	5	— —
Unitate						0,25	

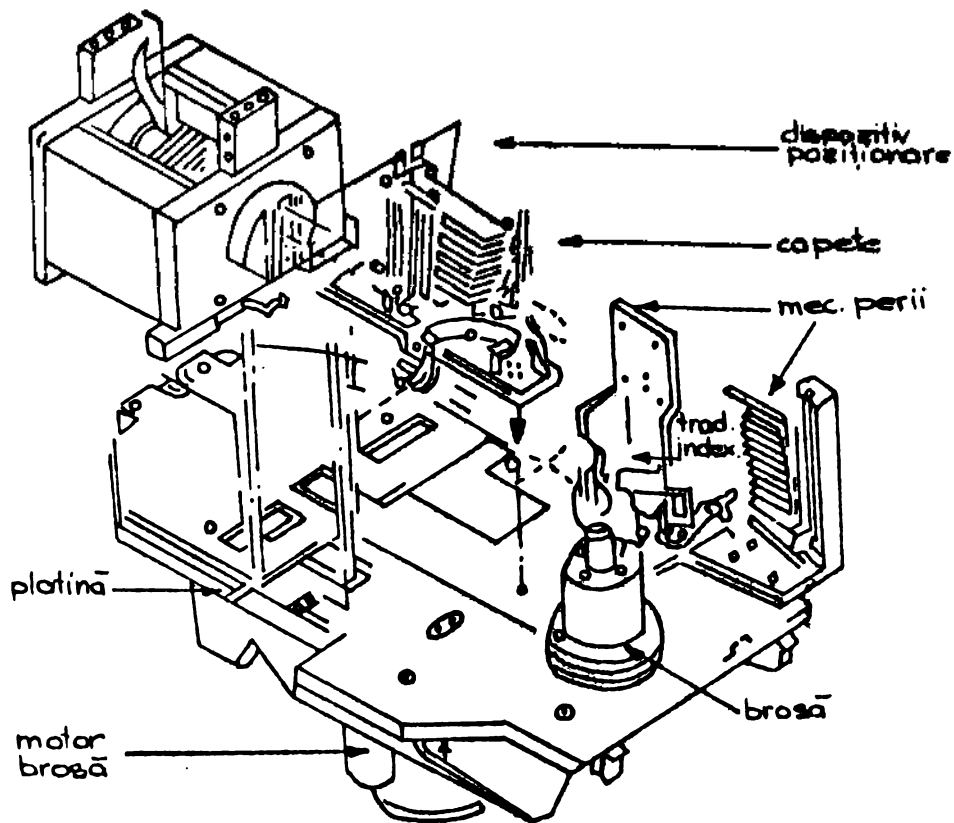


Fig. 9. Principalele subansamble ale platinei (unitatea TCC 5312)

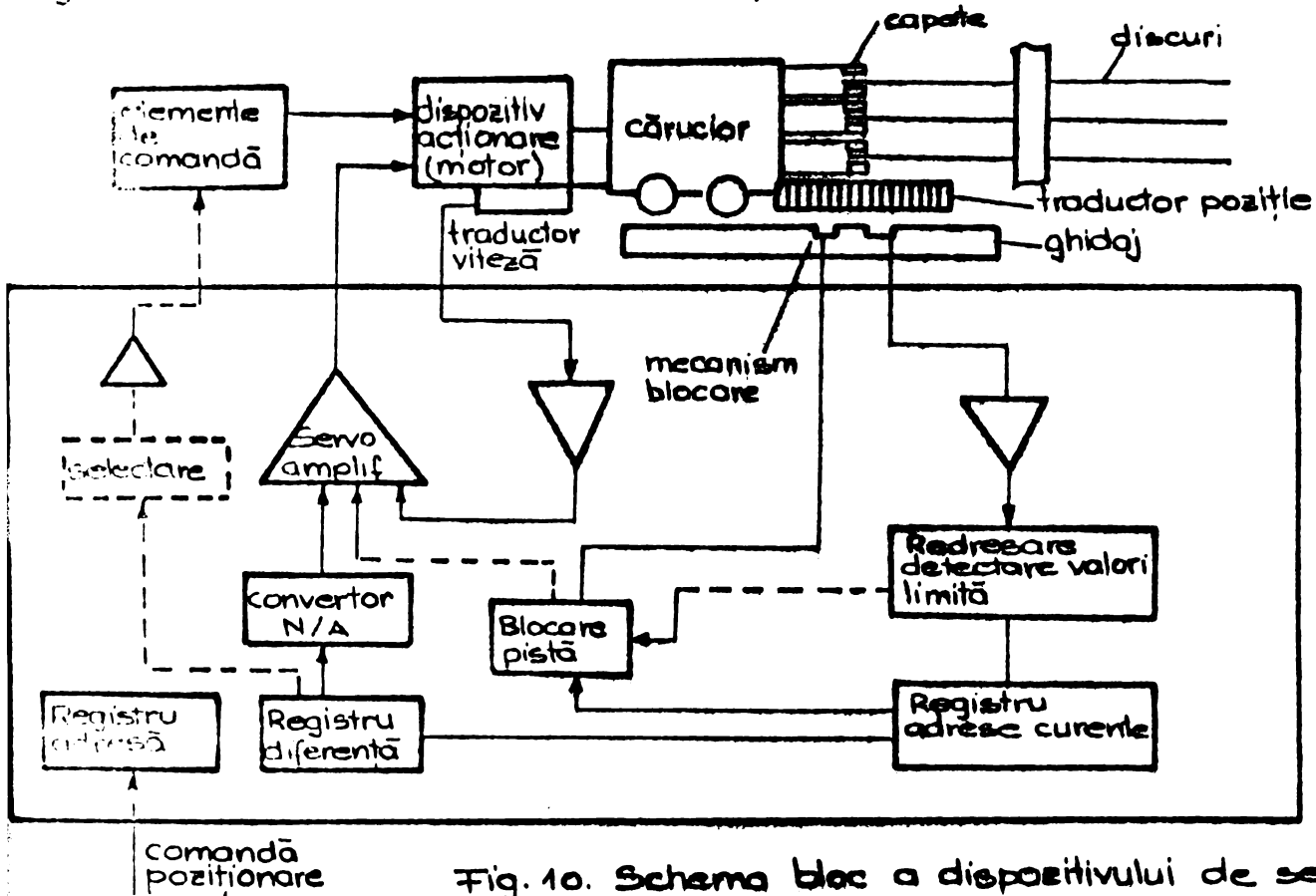


Fig. 10. Schema bloc a dispozitivului de servocomandă

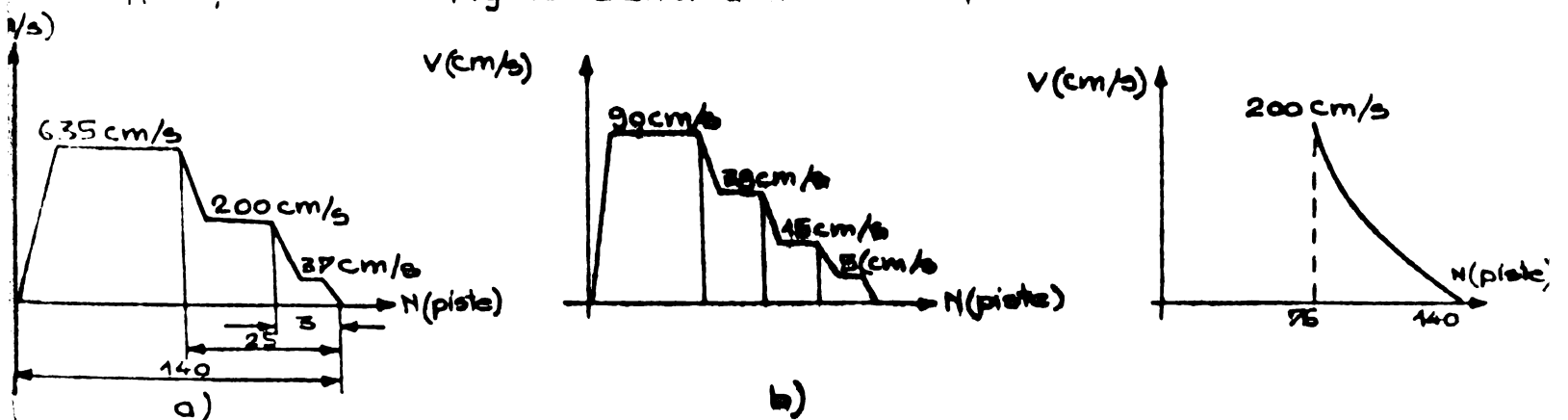


Fig. 11. Profilul treptelor de viteză în funcție de numărul de piste rămase a fi parcurse în secvențele de accelerare-frînare a căruciorului portcapete.

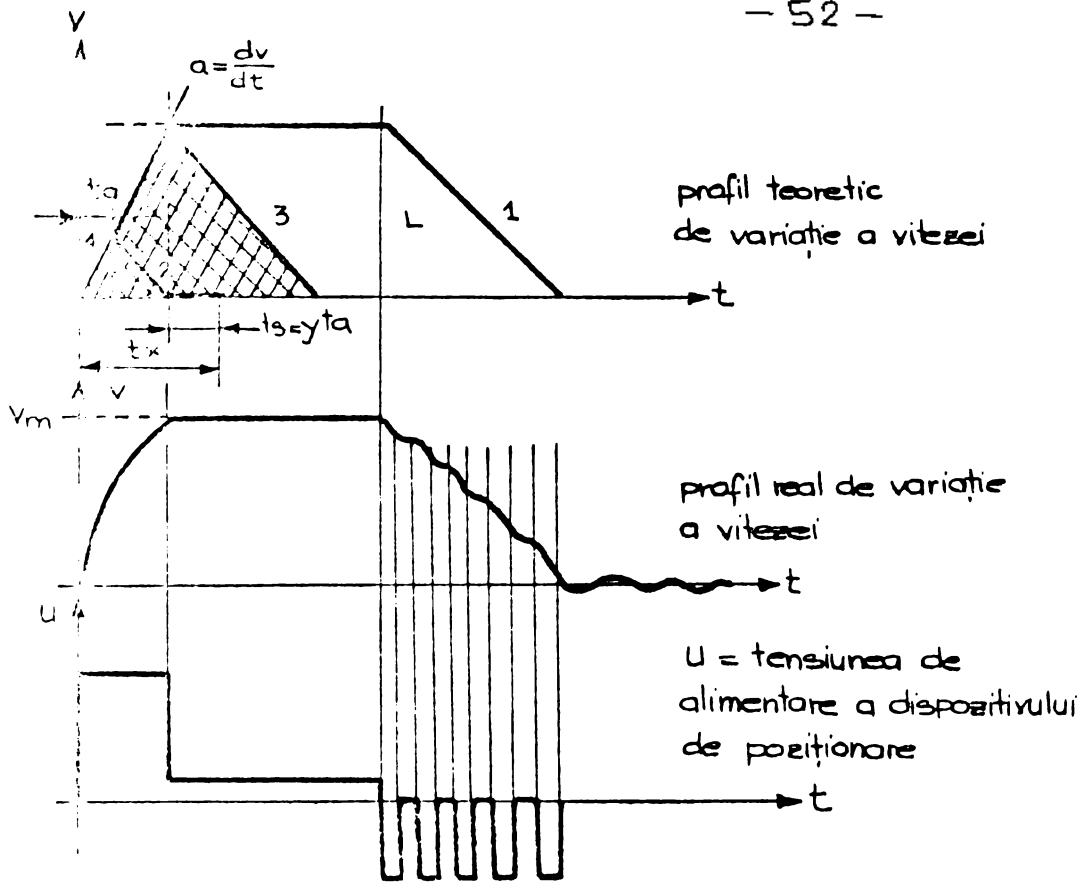


Fig. 12. Variația tensiunii de alimentare a dispozitivului de poziționare corespunzătoare profilului de variație în timp a vitezei căruciorului port capete

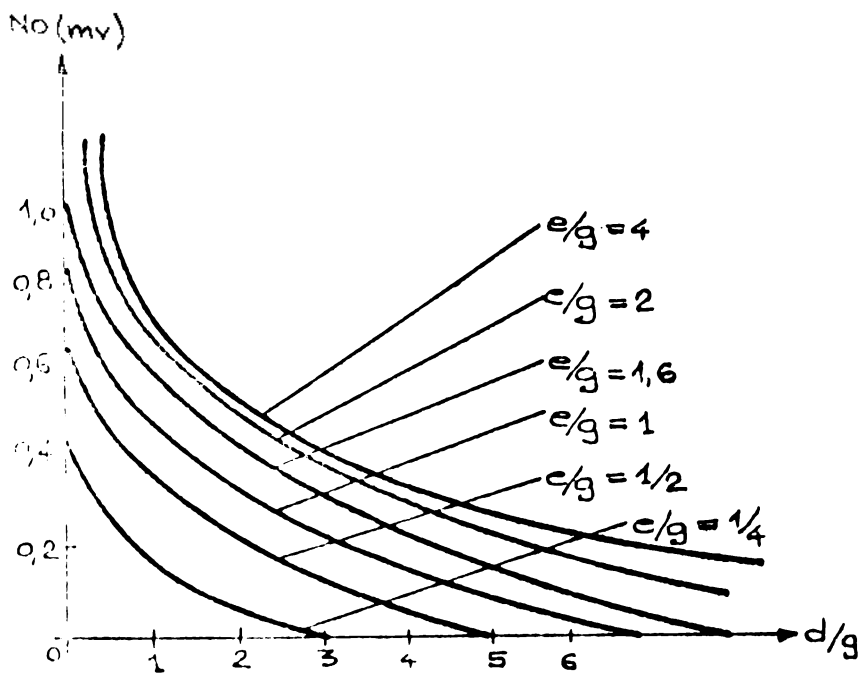


Fig. 13. Variația tensiunii maxime de citire, N_0 , funcție de distanța dintre cap și suprafața discului (d), grosimea stratului magnetic (e) și lățimea întrefierului (g).

sare a variațiilor în timp și cu temperatura a valorilor componentelor, de modelul mișcării căruciorului, de procedurile de blocare ale căruciorului) în proporție de 40 %.

Schema de servocomandă (fig. 2) este subansamblul unității de discuri ale cărei performanțe constructive pot determina atât timpul de poziționare cât și precizia de poziționare. Acest subansamblu a devenit necesar pentru înlocuirea blocării mecanice (cu clichet) a căruciorului, întrucât aceasta conduce la întârzieri datorate electromagnetului de acționare al clichetului și deci la măritrea nedorită a timpului de poziționare. Schema de servocomandă a fost adoptată pentru realizarea frînării în trepte și în final a blocării electronice a căruciorului port-cabote (fig. 10,11).

Așa cum se vede din fig. 11, pentru realizarea unei scheme de servocomandă cât mai performantă este necesară adoptarea unui model al mișcării. În cadrul acestui model, frânarea în trepte poate fi realizată după trepte de viteză prestabilite sau poate fi calculată în permanentă funcție de numărul de piste răsuase a fi parcurse. În cazul unității de discuri realizate de autor la I.T.C. București a fost adoptat modelul de mișcare conform căruia $f = k \sqrt{x}$, corespunzând unei accelerații de frinare constante [14,15,16].

$$t_x = z_{acc}^t + \gamma t_{acc} \quad (7)$$

unde t_x = timpul de poziționare pe o distanță x , t_{acc} este timpul de deplasare iar γ = factor de control = t_s/t_{acc} (t_s fiind timpul suplimentar, proportional cu cel de accelerație datorat perioadelor de frinare mai lungi, necesare menținerii controlului deplasării căruciorului la accelerații ulterioare și la perioadele de liniștire care urmează fixării căruciorului).

Celalți parametrii adimensionabili care pot caracteriza o posibilă deplasare sînt [16,17]:

- factorul de viteză:

$$\beta = \frac{b}{L} = \frac{V_m^2}{aL} \quad (8)$$

unde V_m este viteza maximă atinsă pe perioade de deplasării căruciorului (de exemplu în cazul unității de discuri realizate la I.T.C. București $\beta < 0,7$);

- distanța relativă parcursă $\xi = \frac{x}{L} \quad (9)$

- adresa relativă de poziționare $\eta = \frac{y}{L} \quad (10)$

./.

Dacă se definește probabilitatea efectuării unei deplasări pe o distanță cuprinsă între două adrese n_i și n_{i+1} , drept

$$P_z = \int_{-\infty}^{+\infty} P(\eta) P(\eta-z) d\eta = 2(1-z) \quad (11)$$

se poate spune că timpul mediu de poziționare pe suprafața discului magnetic, este egal cu :

$$t_m = \int_0^1 P_z t(z) dz = \tau_a \sqrt{\frac{L}{a}}, \quad (12)$$

întrucît conform modelului de mișcare din fig. 14

$$t(z) = (2+\gamma) \sqrt{z} \cdot \sqrt{\frac{L}{a}} \text{ pentru } 0 \leq z \leq b \quad (13)$$

și

$$t(z) = \frac{\beta(1+\gamma)+z}{\sqrt{\beta}} \sqrt{\frac{L}{a}} \text{ pentru } b \leq z \leq 1 \quad (14)$$

Considerînd L și a drept constante se poate spune că :

$t_m = f(v_m^2, \gamma)$ [16]. În aceste condiții, din examinarea fig. 15, pot rezulta două situații de funcționare și anume :

a) - pentru $0,4 < \beta < 1$, t_m nu este afectat de variația factorului de viteză, ceea ce înseamnă că viteza maximă de deplasare poate fi redusă fără a se mări timpul de poziționare;

b) - la o putere și o disipare de căldură limitată, timpul mediu de poziționare poate fi redus pînă la 20% din valoarea sa, prin măriră accelerăției ce cond. ce la micșorarea lui β .

Trebuie precizat că în literatura de specialitate, timpul mediu de acces se mai definește ca 5/15 din timpul necesar deplasării pe distanța maximă sau respectiv ca timpul necesar efectuării a 1/3 din deplasarea pe distanța maximă [16,17].

În examinarea relațiilor de mai sus se poate estima că limita maximă pînă la care se poate micșora timpul mediu de poziționare este de 18 ms.

În ceea ce privește precizia de poziționare, ea este determinată în principal de traductorii de poziție și, apoi de performanțele schemei de servocomandă în faza de blocare a căruciorului.

Precizia de poziționare a căruciorului port-canete precum și modul în care traductorul de poziție influențează performanțele buclei de reacție a schemei de servocomandă este determinată de sensibilitatea traductorului. Sensibilitatea traductorului de poziție este exprimată prin numărul și forma inculcu-

rilor electrice obținute la ieșire corespundătoare fiecărei piste parcurse de căruciorul portcapete (fig.12). Ea este determinată de precizia de execuție a traductorului de poziție (trebuind să asigure distanța de 2,5 între dinții traductorului magnetic sau între fantele traductorului optic, pentru densități radiale de 100 piste per inch) și respectiv întrețierului capului de citire a impulsurilor de pe pista de sincronizare (pentru densități radiale de 200 piste per inch).

Parametrii constructivi ai traductorului de poziție, ai căruciorului port-capete și ai schemei de servocomandă reprezintă factorii determinanți în alegerea modalităților de dispunere a blocurilor de informații pe suprafața discului în vederea reducerii timpului de poziționare a capetelor [13].

În ceea ce privește reducerea timpului de identificare, efectul aplicării unor algoritmi de identificare a sectoarelor de informații este dependent de o serie de limitări tehnico-constructive ale unității de discuri, din care o influență deosebită o are sistemul de capete de scriere/citire și broșa de fixare a pachetului de discuri. Identificarea sectorului de informații care trebuie transferat reprezintă o cerință greu de realizat când pentru o densitate radială de 100 piste per inch., lățimea pistei este de 0,05 mm. În aceste condiții trebuie avută în vedere nu numai precizia de poziționare cit și faptul că eroarea de aliniere nu trebuie să depășească 0,01 mm.

Această eroare de aliniere este determinată și de sistemul de capete de scriere/citire pentru care trebuie asigurată o distanță de plutire a capetelor față de suprafața discului magnetic de aproximativ 3 u. Așa cum se poate vedea din fig. 13, valoarea tensiunii maxime de citire este determinată atât de înălțimea de plutire a capului, de grosimea stratului magnetic cit și de lățimea întrețierului capului [14,16]. Precizia de poziționare se exprimă prin identificarea și verificarea octetului de control și adrese sectorului de informații care urmează să fi transferat după încheierea deplasării căruciorului portcapete. Limitările tehnologice sînt datorate mai multor factori ca : rezistența la uzură a plăcii portante a capului, uniformitatea dispunerii stratului magnetic pe suprafața discului, gradul de prelucrare a suprafeței conului broșei de fixare a pachetului.

Erorile de identificare a octetelor de adresă al sectorului

concură la micșorarea preciziei de poziționare și în zod corespunzător la mărirea nedorită a timpului de acces, prin mărirea nedorită a timpului de identificare. Ansamblul capului are o comportare dinamică datorită variației poziției de fixare a căruciorului, fenomenului de bătaie al discurilor datorate decențrărilor și neperpendicularității discurilor pe axul brogei de frecvență de 40-50 Hz. Toate aceste fenomene sînt accentuate în cazul unităților de discuri cu densități mărite de înregistrare. Pentru asigurarea unității de discuri micșorarea lățimii întrefierului capului și a înălțimii de plutire a capului înseamnă de fapt posibile cauze de erori de citire a octetelor de adresă a sectoarelor de transferat [19].

Rezultă deci că algoritmi de dispoziție a blocurilor de informații pe suprafața discului înseamnă printre altele alegerea unor modalități de împărțire a blocurilor de informații în cadrul mai multor sectoare. Succesiunea acestor sectoare are în vedere atât necesitatea reducerii timpului de deplasare a căruciorului portcapete cît și condiții de plutire cît mai uniformă a capetelor.

În alegerea acestor algoritmi trebuie avut în vedere faptul că performanțele lor sînt limitate de caracteristicile ansamblului platine și ale ansamblului cap.

În privința ansamblului platinei, pe lângă dispozitivul de poziționare mai trebuie avută în vedere platina însăși. În acest sens o importanță deosebită o are tehnologia de realizare a platinei care trebuie confecționată din un material capabil să suporte fixarea unor subansamble cu masă mecanică mare, să dispună de coeficient de dilatare termică care să compenseze dilatarea termică a șinelor de ghidare ale căruciorului portcapete și să nu difuzeze la nivelul căruciorului portcapete vibrațiile motorului de antrenare a brogei.

Sensibilitatea capului de scriere/citire este influențată mult de înălțimea de plutire față de suprafața discului, știut fiind faptul că o înălțime de plutire prea mare înseamnă micșorarea densității de înregistrare în timp ce o înălțime de plutire prea mică înseamnă micșorarea gradului de rezoluție la citire (tabelul Nr.5).

Din examinarea parametrilor constructivi ai unității de discuri, precum și a factorilor tehnologici și constructivi

care limitează valorile acestor parametri rezultă influența lor asupra timpilor de poziționare și de identificare. Din acest motiv nu se poate vorbi despre o anumită modalitate de dispunere a blocurilor de informații pe suprafața discului care să nu aibă în vedere limitarea performanțelor de exploatare ale unității de discuri datorită soluțiilor constructive și tehnologice ce pot fi abordate.

**CAP.4 . INFLUENȚA PARAMETRILOR CONSTRUCTIVI AI
UNITĂȚII DE LEGĂTURĂ ASUPRA MODALITĂȚII
DE DISPUNERE A INFORMAȚIILOR PE SUPRAFAȚA
DISCULUI**

**4.1. Influența caracteristicilor constructive ale
unității de legătură asupra performanțelor
memoriei externe pe disc magnetic**

Prezența unității de legătură în cadrul memoriei externe pe disc magnetic permite conectarea aceluiași tip de unități de discuri, la canalele de I/E a mai multor tipuri de calculatoare sau minicalculatoare.

Dacă se examinează schema bloc a unei unități de legătură (fig.6) se observă că pentru conectarea sa de la un tip de canal de I/E la un altul este necesară modificarea structurii logice a blocului de comandă și control. Rezultă de aici că este necesar ca structura internă a unității de legătură să fie cât mai flexibilă.

Funcțiile de bază ale unității de legătură, în cadrul memoriei externe pe disc magnetic, sînt următoarele :

- interpretarea instrucțiunilor de I/E și transmiterea lor către unitatea de discuri sub forma unei succesiuni de comenzi specifice acestora;

- verificarea în permanență a stării de funcționare a unității de discuri și implicit a modului în care are loc transferul blocurilor de informații între calculator și memoria externă pe disc magnetic;

- detectarea și corectarea erorilor apărute în timpul identificării și al transferării blocurilor de informații către memoria internă a calculatorului.

Principalele blocuri funcționale ale unității de legătură, indiferent de tipul unității de discuri sînt blocul de comandă și control și blocul de prelucrare a informațiilor. Blocurile de adaptare cu canalul de I/E și cu busul de legătură al unității de discuri au structuri diferite, funcție de tipul calculatoarelor și al unităților de discuri.

Performanțele unității de legătură sînt determinate în principal de caracteristicile de funcționare ale blocului

de comandă și control și ale blocului de prelucrare a informațiilor [20,21].

Dacă se are în vedere unul din parametrii funcționali ai memoriei externe de disc magnetic și anume timpul de satisfacere a unei cereri de acces, cele 2 blocuri funcționale mai sus amintite contribuie la determinarea valorii acestui parametru.

Astfel, indiferent de limitările constructive ale unității de discuri, timpul de poziționare este influențat și de viteza cu care blocul de comandă și control interpretează instrucțiunile de I/E și le transmite sub forma unor succesiuni de comenzi de poziționare către unitatea de discuri.

Pe perioada intervalului de timp afectat operațiilor de identificare a blocurilor (sectoarelor) de informații care urmează a fi transferate de pe suprafața discului, unitatea de legătură participă prin intermediul blocurilor de comandă/control și de prelucrare a informațiilor, la citirea octeților de adrese și control, verificarea configurației acestor octeți de adresă, calculul și verificarea octeților de control. Rezultă deci că modul de realizare a acestor scheme funcționale influențează în mod direct valoarea timpului de identificare (sau de sincronizare, cum mai este întâlnit ca denumire în literatura de specialitate).

Pe durata operațiilor de transfer între memoria externă de disc magnetic și memoria internă a calculatorului un rol deosebit îl are blocul de prelucrare a informațiilor (fig.14).

Principalul rol al acestui bloc este transformarea modului de transferare paralelă a octeților pe canalul de I/E al calculatorului, în modul de transfer serial specific interferenței cu unitatea de discuri. Aceasta implică realizarea operațiilor de serializare/deserializare a blocurilor de informații fără ca aceasta să modifice conținutul acestor blocuri și ținând cont de desincronizările care pot apărea între unitatea de discuri și unitatea de legătură.

Modul în care blocul de prelucrare a informațiilor asigură un flux continuu de informații între unitatea de discuri și canalul de I/E contribuie la determinarea valorii timpului de transfer.

Modul în care blocul de comandă și control interpretează (fig. 15) informațiile asupra stării operațiilor de transfer de-a lungul canalului de I/E și al interfeței cu unitatea de

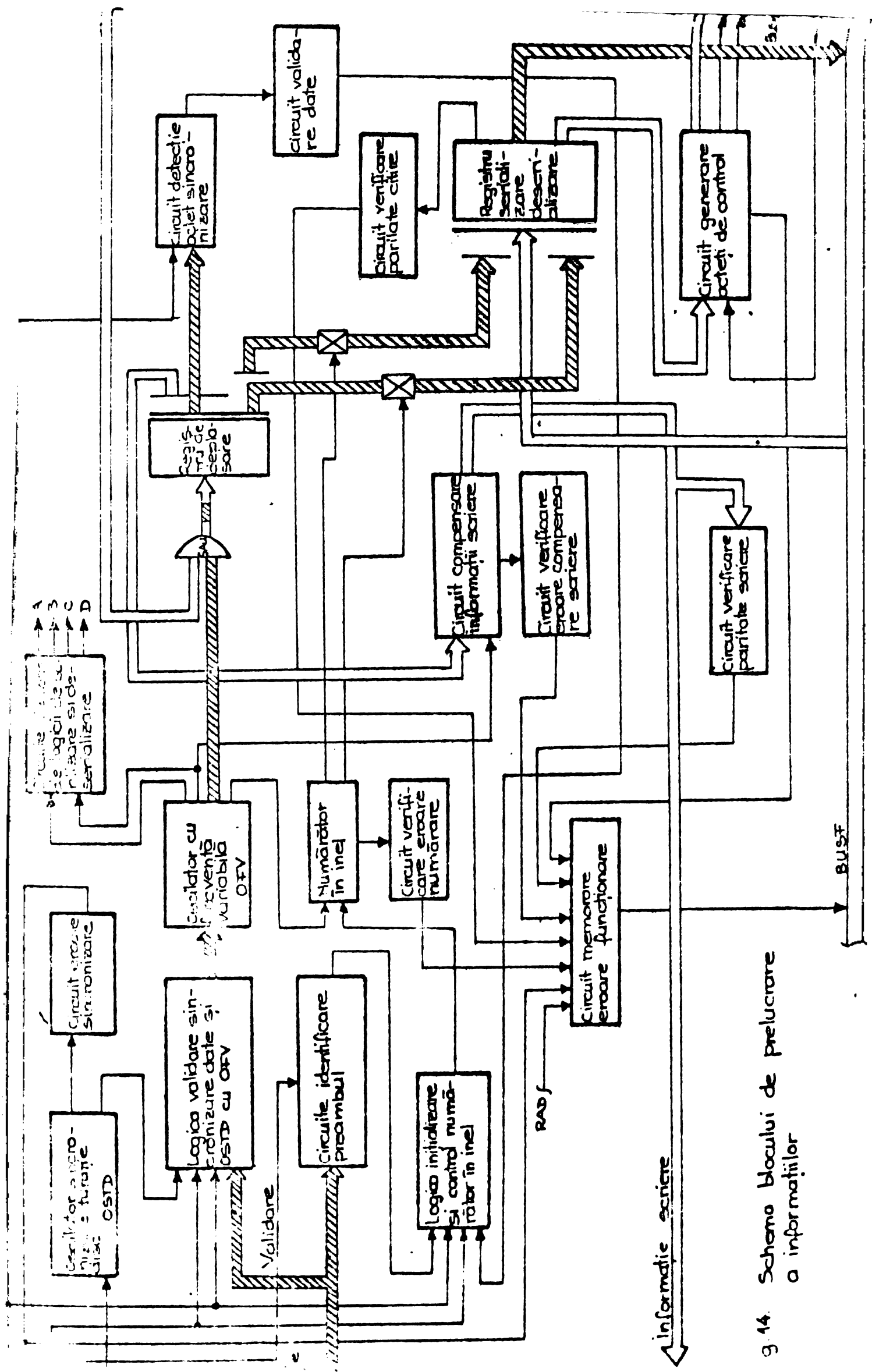
discuri, influențează atât valoarea timpului cit se așteaptă terminarea transferului precedent, cit și valoarea timpului de transfer propriu-zis al blocului de informații solicitat.

Se poate deci spune că pe lângă caracteristicile unității de discuri, caracteristicile unității de legătură influențează la rândul lor o serie de parametrii funcționali ai memoriei externe pe disc magnetic cum este cazul timpului de satisfacere a unei cereri de transfer.

Unitatea de legătură influențează în mod direct performanțele unității de discuri, dat fiind faptul că prin înlanțuirea comenzilor de poziționare transmise către unitatea de discuri se determină de fapt distanțele pe care le are de parcurs sistemul de capete. În acest sens un rol deosebit îl are blocul de comandă și control care are posibilitatea să implementeze anumite algoritmi de deplasare ale capetelor pe distanțe cit mai scurte. Aceasta conduce la necesitatea realizării unei anumite discunerii a informațiilor pe suprafața discului, care să țină cont și de limitările tehnologice ale sistemului de poziționare din cadrul unității de discuri.

Necesitatea creșterii capacității de memorare a impus creșterea frecvenței de înregistrare a informațiilor pe suprafața discului. Aceasta a condus la complicarea schemelor de control a configurației octeților de adrese și control, datorită creșterii posibilităților de apariție a erorilor de transfer între unitatea de discuri și unitatea de legătură. În plus, intervalul de timp afectat operațiilor de control a configurației octeților trebuie să se realizeze într-un interval de timp mult mai mic întrucât odată cu creșterea densității de înregistrare a informațiilor pe disc, vitezele de transfer între unitatea de legătură și canalul de I/E și între unitatea de legătură și unitatea de discuri ating valori comparabile.

Creșterea densității de înregistrare la nivelul unității de discuri a condus la o extindere a setului de comenzi specifice pe care blocul de comandă și control a unității de legătură le transmite unității de discuri. Întrucât posibilitatea de apariție a erorilor de poziționare și a celor de transfer crește în condițiile ^{creșterii} densității de înregistrare, pregătirea transferului precum și controlul în permanență al modului în care acesta se execută face ca numărul de comenzi ce trebuie emise de unitatea de legătură către unitatea de discuri de 100 Moct. să fie mai mare decât pentru unitatea de discuri de 29 Moct. (tabel Nr.6).



9.14. Schema blocului de prelucrare a informațiilor

Așa cum se poate observa din tabelul nr. 7 structura sectorului de informații în cadrul unității de discuri de 100 Koct., este mult mai complexă decât cea a sectorului din cadrul unității de discuri de 29 Koct. În consecință, unitatea de legătură pentru discurile de 100 Koct. trebuie să analizeze un număr mult mai mare de blocuri de octeți de adresă, de control și de informații și să decidă dacă au fost bine citiți sau înregistrați pe disc.

Date fiind desincronizările care pot apărea între unitatea de discuri și cea de legătură, datorate variațiilor de turație ale pachetului de discuri care conduc la modificări ale vitezei de transfer a informațiilor, în cadrul unității de legătură au fost adoptate o serie de soluții constructive care să evite apariția de erori datorită acestor desincronizări.

Astfel pentru păstrarea corectitudinii transferului de informații între unitatea de discuri și unitatea de legătură este necesară detectarea cu precizie a biților de "1" în condițiile în care poziția acestora variază în limite tot mai stricte, pe măsura creșterii densității de înregistrare.

Menținerea corectitudinii transferului de informații se realizează printr-o sincronizare a frecvenței de transfer cu cea a turației de rotație a pachetului de discuri.

Se folosesc în acest scop 2 oscilatoare (OSTD și OFV) ale căror frecvențe de oscilație sunt comandate de impulsurile de index (corespunzătoare frecvenței de rotație a pachetului de discuri) și respectiv de impulsurile de date care se transferă între unitatea de discuri și unitatea de legătură.

Sincronizarea celor 2 oscilatoare permite ca logica de serializare/deserializare să nu mai depindă de variația poziției în timp a biților de date față de cei de comandă.

Creșterea densității de înregistrare necesită prezența informațiilor de înregistrare a mai multor blocuri de control. În acest scop blocul de comandă și control folosește mai multe circuite specializate care folosind principiul polinoamelor generatoare aplicat polinoamelor de informații, din cadrul pistei, permit identificarea unui număr maxim de 11 biți transferați eronat precum și precizarea poziției lor în cadrul de date, favorizând în acest fel corectarea lor.

Rezultă o corespondență biunivocă între caracteristicile unității de legătură și alegera modului de dispunere a informa-

țiilor de suprafața discului. Astfel, alegerea dimensiunii secțiilor de informații și repartizarea acestora pe suprafața discului trebuie să aibă în vedere limitările constructive și tehnologice ale schemelor blocului de comandă și control și ale blocului de prelucrare a informațiilor din cadrul unității de legătură. În mod corespunzător realizarea acestor scheme trebuie să aibă în vedere necesitatea accelerării transferului de informații în condițiile unei anumite structuri ale zonelor de informații de pe suprafața discului și ale unor limitări tehnologice introduse de către unitatea de discuri.

4.2. Efectul mecanismului de interpretare a erorilor asupra modului de dispunere a informațiilor pe disc

Transferul de informații între memoria externă pe disc magnetic și memoria internă a calculatorului se desfășoară optim, atunci când fie la solicitarea sistemului de operare, fie la solicitarea unui utilizator oarecare, are loc un schimb de informații, într-unul din sensuri, cât mai repede cu putință și fără modificarea conținutului și formatului blocului de informații care se transferă.

Erorile care pot apărea în mod aleatoriu în timpul transferului de informații datorită unor defecțiuni în funcționarea unor subsansamble electromecanice sau a unor circuite specializate din cadrul unității de discuri în mod special, au ca efect modificarea conținutului și formatului blocurilor de informații care se transferă. Din acest motiv se ajunge la înrăutățirea valorilor unora din parametrii memoriei externe pe disc magnetic ca de exemplu: siguranța în funcționare și timpul de satisfacere a unei cereri de transfer.

Odată cu creșterea densității de înregistrare și a numărului de piste virtuale de pe suprafața discului crește și posibilitatea de apariție a erorilor. Astfel dat fiind faptul că mărirea densității de înregistrare presupune printre altele și o micșorare a distanței de plutire a capului de scriere/citire față de suprafața discului (1,5 μ), cea mai mică neregularitate a suprafeței discului poate introduce erori în interpretarea biților de 1 și de 0 din cadrul blocului de informații care se transferă. Creșterea numărului de piste virtuale de informații de pe suprafața discului conduce la erori de poziționare a capetelor în dreptul anumitor zone de informații.

4.2.1. Clasificarea erorilor

Transferul de informații între memoria externă de disc magnetic și memoria internă a calculatorului se efectuează în 2 faze de lucru distincte și anume: faza de pregătire a transferului și faza transferului propriu-zis.

În funcție de faza în care s-au produs, putem deosebi:

a) erori de pregătire a transferului, denumite erori de poziționare, care apar în secvența de poziționare a capetelor sau în cea de identificare a blocului (sectorului) de transferat;

b) erori de transfer, care apar în timpul transferului de informații între cele 2 nivele ierarhice de memorie.

Deosebirea dintre cele 2 tipuri de erori constă în aceea că apariția unei erori de poziționare condiționează desfășurarea în continuare a secvenței de transferat.

În plus, pentru corectarea unei erori de transfer este necesară identificarea poziției biților eronați, în timp ce pentru corectarea unei erori de poziționare este necesară reluarea de un număr de ori a secvenței de pregătire a transferului în detrimentul timpului de satisfacere a cererilor de transfer.

În funcție de posibilitățile de corectare a erorilor, deosebim:

a) erori recuperabile, care pot dispărea prin reluarea de un număr de ori a secvenței în care s-au produs;

b) erori irecuperabile, care nu dispar indiferent de câte ori s-ar relua secvența în care ele s-au produs.

În funcție de locul unde s-au produs erorile putem deosebi:

a) erori în cadrul unității de discuri;

b) erori în cadrul unității de legătură;

c) erori la nivelul interferențelor dintre unitatea de legătură, unitatea de discuri și canalul de I/E.

În funcție de cauzele de producere a erorilor, în cadrul unității de discuri deosebim:

a) erori datorate unor factori tehnologici cum ar fi cele datorate calităților componentelor electronice și electrice sau cumului de toleranțe a subansamblelor aflate în mișcare;

b) erori datorate unor factori constructivi, cum ar fi creșterea gradului de complexitate a schemelor de scriere/citire sau a celor de servocomandă, în condițiile creșterii densității de înregistrare.

In majoritatea cazurilor erorile se produc datorită unor cauze la nivelul unității de discuri și foarte rar la nivelul canalului de I/E. Din acest motiv se poate spune că unitatea de legătură are ca rol principal determinarea erorilor, a cauzelor care au condus la producerea acestora, făcând posibilă și o eventuală localizare a erorilor.

Cu cât erorile sînt detectate mai rapid și cu cât poziția biților eronați în cadrul blocului de informații este identificată mai rapid, cu atât mai scurt va fi timpul afectat corectării biților eronați.

Possibilitatea corectării erorilor este dependentă de cauze de producere a acestora. Există situații în care eroarea detectată în cadrul unității de legătură nu mai poate fi corectată, datorită defectării unui subansamblu din cadrul unității de discuri (de ex. un cap de scriere/citire).

Prevenirea apariției erorilor se realizează în general prin soluții constructive și tehnologice la nivelul unității de discuri. Ca un exemplu în acest sens în cazul unității de discuri de loc Mec. una din suprafețele pachetului de discuri are piste preînregistrate cu semnale de sincronizare pentru a putea fi folosite de sistemul de servocomandă pentru operațiile de poziționare.

Pentru a scădea cazurile de apariție a erorilor de transfer au fost adoptate măsuri constructive și în cadrul unității de legătură. Un exemplu în acest sens îl constituie utilizarea memoriei tampon pentru egalizarea vitezelor de transfer de canalul de I/E și de busul de legătură cu unitatea de discuri, precum și sincronizarea funcționării circuitelor logice din cadrul unității de legătură cu impulsurile de ceas recepționate din formatul înregistrărilor din cadrul unității de discuri.

Considerentele de reducere ale timpului de satisfacere a cererilor de transfer impun adoptarea unor măsuri de reducere atât a erorilor de poziționare cât și a erorilor de transfer. Eficiența acestor măsuri este dependentă de modul de organizare a informațiilor de suprafața discului. Se poate spune că structura logică a sectoarelor influențează apariția și corectarea erorilor.

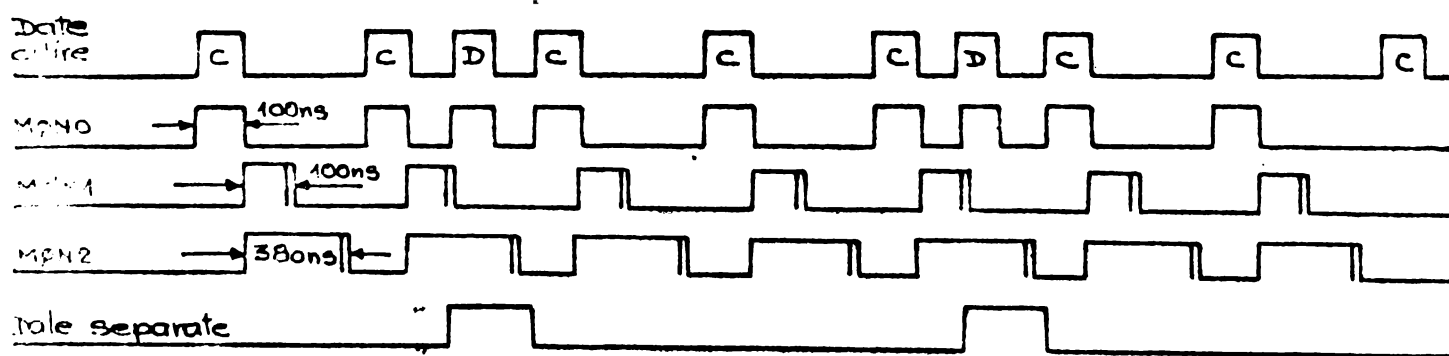


Fig. 16. Metoda creării ferestrei de detecție cu ajutorul monostabilelor

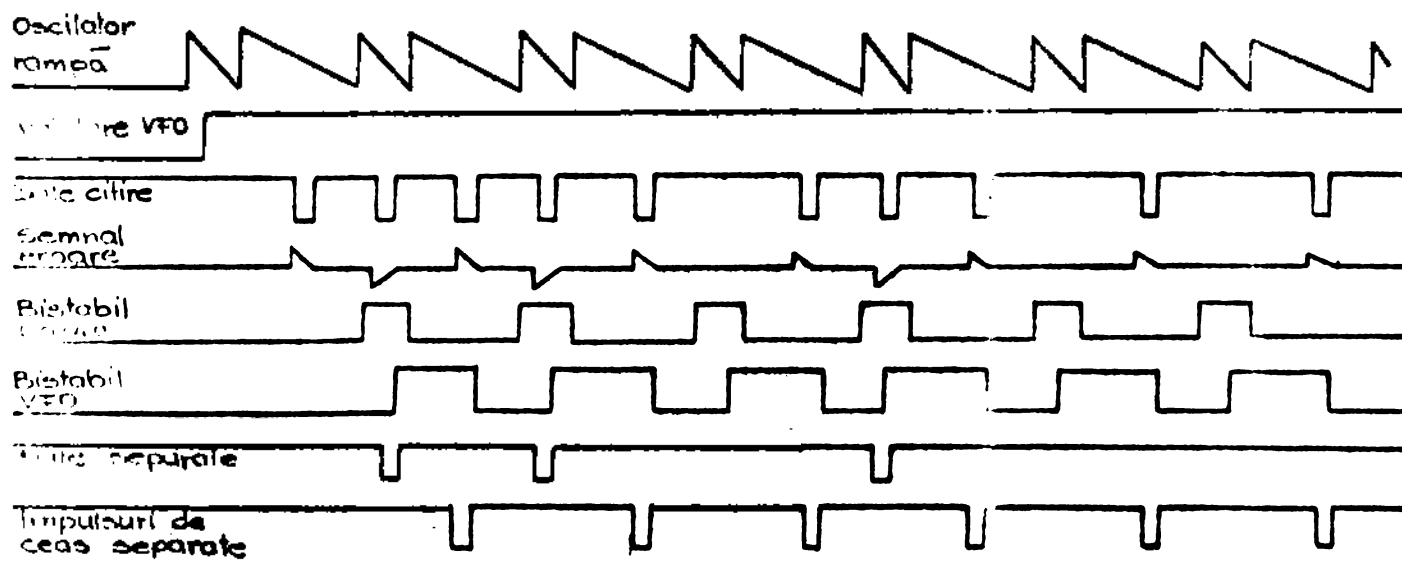


Fig. 17. Metoda creării ferestrei de detecție cu ajutorul VFO.

4.2.2. Influența măsurilor de reducere a erorilor de poziționare asupra modului de dispunere a informațiilor pe suprafața discului

Erorile de poziționare exoriză imposibilitatea poziționării sistemului de capete în dreptul sectorului de informații ce urmează a fi selectat. În cursul secvenței de preștire a transferului participă atât unitatea de legătură cit și unitatea de discuri, amândouă având sarcina executării unei comenzi de poziționare și a unei comenzi de identificare a sectorului selectat a fi transferat. Executarea acestei ultime comenzi se face parțial de către unitatea de discuri (citirea octetilor de adresă și control) și parțial de către unitatea de legătură, care compară conținutul octetilor de adresă, înscrise pe disc cu conținutul registrelor de adresă încărcate prin program în cadrul unității de legătură.

Intrucât operația de poziționare a capetelor este realizată efectiv de către subsansamblele unității de discuri, erorile de poziționare apar în principal la nivelul acestei unități. Tendința continuă de reducere a timpului de poziționare (componentă a timpului de satisfacere a cererilor de transfer), în condițiile creșterii densității de înregistrare și a numărului de piste conduce la creșterea posibilităților de producere a erorilor de poziționare.

Dată fiind creșterea vitezei de deplasare a căruciorului, principala cauză de producere a erorilor de poziționare este gradul de toleranță în prelucrarea traduct rului optic sau electromagnetic de detectare a uneia din cele 200 sau 400 piste virtuale de informație. Dată fiind relația de echivalență între distanțe dintre două piste și pasul dintre două fante optice sau doi dinți ai traduct rului, în cazul dublării numărului de piste apar dificultăți tehnologice de realizare a 2 fante optice sau a 2 dinți pe distanța a 0,25 mm, ceea ce conduce la o posibilă creștere a numărului de erori de poziționare. Folosirea motorului linear a necesitat înlocuirea sistemului de detecție brută a poziției căruciorului cu un alt sistem de detecție fină care sesizează orice deviere a sistemului de capete cu 1/100 mm față de centrul pistei.

Señnalul obținut este folosit la autocorectarea acestei devieri prin inversarea sensului curentului de comandă a motorului

și prin controlul valorii intensității curentului prin spirele bobinei motorului. În cazul discului de Lee Kock., pentru reducerea numărului de erori de poziționare s-a adoptat un nou tip de traductor de poziție, realizat sub forma unui cap de citire cu ajutorul căruia se detectează semnalele preînregistrate cu o frecvență de 405 KHz la începutul fiecăreia din cele 400 piste de pe suprafața a 9-a din pachetul de discuri. Semnalele obținute la ieșirea traductorului sînt folosite atât de schema de servocomandă cit și de cea de scriere/citire pentru secvența de identificare a sectorului de transferat.

Erorile de poziționare produse în secvența de identificare a preambulului și a octeților de adresă ai sectorului de transferat se numesc erori de sincronizare. Pentru prevenirea și detecția erorilor de sincronizare, unitatea de discuri nu dispune de scheme specializate. Înscriserea sau citirea incorectă a biților zonei de preambul și de adresă este dependentă de caracteristicile lanțului de scriere/citire din unitatea de discuri precum și de modul în care sistemul de capete preia oscilațiile produse la nivelul olătinei datorate deplasărilor accelerate și frînărilor relativ bruște ale sistemului de capete, bătărilor axului broșei de antrenare a pachetului de discuri, descentrării discurilor din pachet.

Producerea erorilor de poziționare este datorată unor cauze mecanice (erori de prelucrare mecanică, gradul de uzură a diferitelor subansamble) sau unor cauze electronice (funcționare necorespunzătoare a schemelor de servocomandă și a celor de scriere/citire, datorate calității componentelor electronice).

În cazul unității de discuri singurul procedeu de autocorecție este reglarea electronică pînă pe mijlocul pistei virtuale de informații.

În fazele pregătitoare ale transferului, unitatea de legătură participă prin schemele sale atât la calculul adreselor de pe disc a sectoarelor de transfer cit și la verificarea corectitudinii acestei poziționări. Erorile de poziționare pot fi produse la nivelul unității de legătură numai dacă schemele specializate calculează în mod eronat poziția de pe suprafața discului a sectorului ce urmează a fi transferat. Pentru prevenirea acestor erori se folosește calculul adresei în paralel de către două dispozitive aritmetice și compararea celor 2 rezultate înainte de transmiterea către disc a adresei și ordinului de

poziționare în dreptul unui anumit sector de transferat.

În cadrul unității de legătură ponderea cea mai mare este rezervată operațiilor de detectare a erorilor de sincronizare.

Odată cu creșterea densității de înregistrare există posibilitatea ca pe timpul transferului să se piardă cei mai mulți biți de "1", ceea ce face ca verificarea detectării corecte a primului bit "1" întâlnit (cazul preambulului zonei de adresă de la discul de 7 1/2 Oct) să fie insuficientă, unitatea de legătură trebuind să interpreteze corect 4 octeți de "1" plus doi octeți cu format special. În acest fel identificarea corectă a preambulului de adresă permite faptul ca biții de "1" din zona de informații a sectorului să fie interpretați corect în diferite combinații de poziționare a lor față de biții de "0".

Erorile de sincronizare care apar la nivelul unității de discuri, sînt detectate la nivelul unității de legătură, prin executarea ordinului de control scriere. Pentru detectarea unor asemenea erori se pot folosi scheme specializate în care se utilizează un bistabil care are proprietatea ca în cazul în care verificarea octeților citiți din zona de preambul s-a efectuat corect este menținut în starea logică zero pe durata dintre 2 impulsuri de index (impulsul de index marchează începutul pistei). În caz contrar la apariția unui nou impuls de index, eroarea de sincronizare este remorată și nu mai validîndu-se citirea octeților zonei de adresă.

4.2.3. Influența măsurilor de reducere a erorilor de transfer asupra nivelului de disponibilitate a informațiilor pe suprafața discului

Erorile de interpretare a biților de "1" și de "0" în faza de transfer a zonei de informații sînt denumite erori de transfer. Aceste erori, ca și cele de sincronizare apar mai frecvent la nivelul unității de discuri întrucît pe lângă situațiile de funcționare incorectă a schemelor electronice se mai adaugă o serie de cauze tehnologice.

Una din cauzele de producere a erorilor de transfer este starea de prelucrare a suprafeței mediului magnetic. Toleranțele de prelucrare ale substratului, granulația compoziției liantului, aglomerarea pe anumite porțiuni a substanței magnetice influențează gradul de neregularitate al suprafeței discului.

O altă cauză de apariție a erorilor de transfer este localiza-

tă la nivelul sistemului electromecanic de poziționare și ghidare al căruciorului portcabete. Gradul de prelucrare al suprafeței platinei și al căilor de ghidare, toleranțele găurilor de prindere ale motorului de antrenare față de cele ale broșei de antrenare a pachetului fac ca sistemul de capete să nu fie orientat corect chiar pe mijlocul pistei de pe care se efectuează transferul.

Accelerările și frînările bruște ale căruciorului portcabete și vibrațiile broșei de antrenare se transmit prin masa platinei, brațului portcabete, producându-se variații ale înălțimii de plutire ale capului față de suprafața discului. Aceasta înseamnă modificări ale lățimii dipolilor magnetici, deci erori de interpretare a biților de "1" și de "0".

Altă cauză de producere a erorilor de transfer este fenomenul de alunecare a curelei de antrenare a broșei ceea ce conduce la decalarea poziției biților de "1" față de biții "0".

Indesirea informațiilor în cadrul sectoarelor de pe pistele interioare împreună cu micșorarea înălțimii de plutire a capetelor înspre interiorul pachetului conduce la creșterea posibilităților de producere a erorilor de transfer de pe pistele interioare.

Singura posibilitate de detectare a erorii de transfer la nivelul unității de discuri constă în sesizarea micșorării valorii cu entului de scriere, respectiv a tensiunii de citire sub limitele prevăzute atunci când apare o repartizare a curentului sau tensiunii între mai multe cabete selectate în mod accidental în același timp.

Ca metode de prevenire a apariției erorilor de transfer adoptate la nivelul unității de discuri realizate la I.P.C. București pot fi menționate :

- micșorarea valorii curentului de scriere pe măsura înaintării sistemului de capete spre interiorul pachetului de discuri pentru prevenirea lățirii exagerate a dipolilor magnetici;

- validarea cu o anumită întârziere a transferului cu capul selectat pentru a se preveni situațiile de selectare simultană a mai multor cabete datorate întârzierilor de comutare a bistabililor din registrul de adresare a capetelor;

- realizarea unor căi de ghidare cu șoc redus și a unor brațe portcabete cu coeficientul de elasticitate capabil să preia diversele perturbații ale înălțimii de plutire, care pot să adauge o atenuare suplimentară de 20 %, atenuării la jumătate a

semnalului corectunător unei succesiuni de biți de "1" față de succesiunea de biți de "0".

În cazul creșterii densității de înregistrare a fost necesară o micșorare a înălțimii de plutire a capetelor. Mărirea vitezei de rotație a pachetului de discuri, conduce la creșterea forței pernei de aer spre interiorul pachetului prevenindu-se în acest fel apariția erorilor de transfer.

Erorile de transfer sînt detectate la nivelul unității de legătură sub diferite forme de manifestare ca de exemplu: eroare de comparare, eroare de paritate, eroare de ritm, eroare de ceas extern, eroare de lungime incorectă.

Eroarea de comparare este detectată cu ajutorul schemei care prin executarea ordinului de control scriere face o comparare bit cu bit a octeților citiți din cadrul sectorului, cu octeții memorati în registrele memoriei tampon în faza precedentă de scriere. În privința erorii de paritate, detectarea ei introduce pericolul ca numărul de biți de "1" transferați să coincidă cu cel înscris dar să se transfere greșit chiar octetul de paritate. În această situație, pe măsura creșterii densității de înregistrare, pentru detectarea erorii de transfer a zonei de informații se folosește atât eroarea de paritate cit și cea de comparare.

O altă formă sub care se detectează eroarea de transfer în cadrul unității de legătură este eroarea de ceas extern. Aceasta se produce datorită fenomenului de decalare cu un bit a întregii configurații de date ca urmare a absenței unor impulsuri de ceas extern înregistrate drept biți de "0".

Noțiunea de ceas extern constă în faptul că pe timpul operațiilor de citire, circuitele lanțului de scriere/citire din unitatea de legătură se vor sincroniza pe frecvența impulsurilor de date recepționate de pe disc, în timp ce pe perioada operațiilor de scriere, frecvența de înregistrare a datelor pe disc este dată de impulsurile ceasului unității de legătură. Eroarea de ceas extern se datorează variațiilor de turație ale pachetului de discuri. Schema de detecție a erorii de ceas extern dispune de 2 bistabili cu ajutorul cărora se memorează absența a mai mult de 2 impulsuri de ceas extern, imediat după biții de "1".

Pentru egalizarea vitezelor de transfer pentru unitatea de legătură și unitatea de discuri precum și între unitatea de legătură și canalul de I/E se folosește o memorie tampon. Ori

de cîte ori apar situații cînd această memorie este goală sau plină, ca urmare a unor erori de transfer pe canalul de I/E sau pe interfața cu unitatea de discuri, se spune că se produce erori de ritm.

O eroare care se produce ca urmare a funcționării necorespunzătoare a circuitelor din cadrul unității de legătură este eroarea de lungime incorectă, care apare ca urmare a semnalizării eronate a încheierii transferului numărului de octeți preconizat deși în realitate mai rămăseseră încă octeți de transferat.

Pentru eliminarea situațiilor de producere a erorilor de transfer este necesară adoptarea unor metode de detectare corectă a fiecărui bit de "1" indiferent de variațiile de turație ale pachetului de discuri. Definirea ferestrei de detecție a biților de "1" diferă funcție de densitatea de înregistrare. Astfel, pentru densitatea de înregistrare de 1100 bpi, fereastra de detecție se realizează cu ajutorul a 2 monostabili declanșați de bitul de ceas și avînd durata de timp corespunzătoare intervalului între două impulsuri de ceas și între 1 impuls de ceas și un bit de date. Această soluție are dezavantajul că fenomenul de "fitter" al monostabililor (instabilitatea fronturilor) împreună cu variația de turație a pachetului de discuri conduce la posibile interpretări eronate ale biților de "1" (fig. 16).

Folosirea unei astfel de ferestre de detecție pentru densități ridicate de înregistrare (2200 bpi) poate conduce la pierderea nu numai a unui singur bit de "1" ci a unor grupuri de biți de "1" (așa numitele "burst eroares").

În asemenea condiții în cadrul unității de legătură se folosește un oscilator de frecvență variabilă OFV, cu frecvența comandată de cea a impulsurilor recepționate de pe disc și un circuit de separare a biților de "1" față de cei de "0". Folosirea oscilatorului OFV permite autocorecția erorilor în sensul variației lățimii ferestrei de detecție a biților de "1" funcție de frecvența de recepție a acestora. Încărcarea mai rapidă sau mai lentă a condensatorului din schema OFV modifică creșterea sau descreșterea frecvenței OFV față de cea a impulsurilor serie citite de pe disc (fig. 17).

În cazul unităților de discuri cu densitate de înregistrare de 4400 bpi nu este suficientă utilizarea oscilatorului OFV întrucît pînă cînd frecvența acestui oscilator ajunge să se sincronizeze cu cea a impulsurilor de pe disc există cîteva momente de

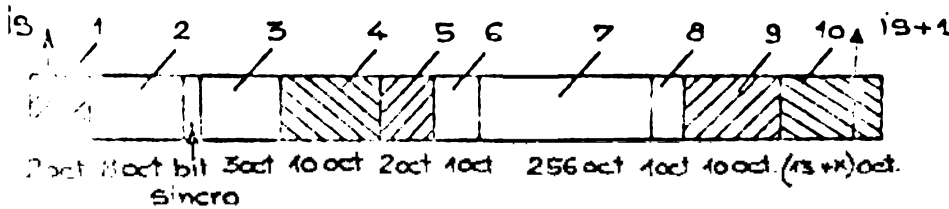
Nr. crt.	Denumire ord. / ordin	Mnemonica	Cod nexa
1	Positionare	OREC	x'03'
2	Position cu IT	OREC	x'83'
3	Scriere date	OTVR	x'01'
4	Scriere marcher	OLECAL	x'12'
5	Citire date	OLEC	x'02'
6	Control scriere	OCRI	x'05'
7	Control citire	ORAD	x'11'
8	Citire adresă	OLAD	x'22'
9	Citire adresă nexa	OJET	x'04'
10	Citire stare disc	OIMAL	x'06'
11	Protectie scriere	OPUR	x'47'
12	Protectie acces	OPON	x'27'
13	Aducere la zero	ORAZ	x'0
14	Liberare canal	ORION	x'07'
15	Libere canal	OLION	x'17'

a)

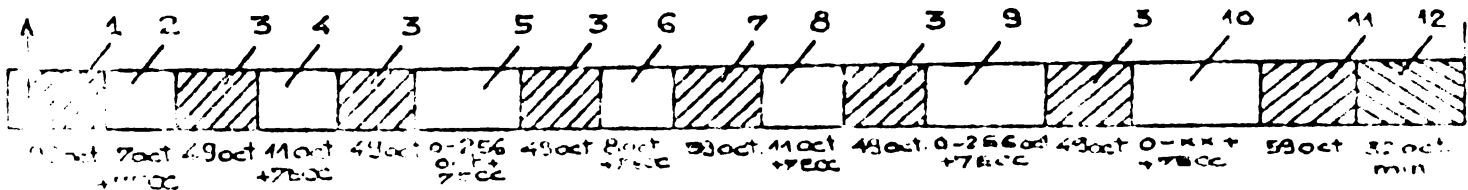
Tabel 6.
Comenzile de ordine specifice unei unități de legătură a) pentru unitatea de discuri de 29 Mact; b) pentru unitatea de discuri de 100 Mact.

Nr. crt.	Tipul comenzii	Denumire ordin	Cod nexa	
1	Cerere stare	Testare intrare/citire	x'00'	
2		Răspuns stare i/s	x'04'	
3	Control	Positionare	x'07'	
4		Selectare cilindru	x'08'	
5		Selectare cap	x'13'	
6		Reducere pe cilindru	x'13'	
7		Nici o operație	x'05'	
8		Selectare adresă disc	x'18'	
9		Selectare nr. blocuri	x'08'	
10		Citire	Citire date	x'06'
11			Citire marcher zona date	x'08'
12			Citire index blocuri	x'1E'
13	Citire zonă adresă		x'1A'	
14	Citire Ro		x'15'	
15	Citire nr. blocuri		x'12'	
16	Citire IPL		x'02'	
17	Scriere	Scriere date	x'01'	
18		Scriere marcher date	x'03'	
19		Scriere index blocuri	x'1D'	
20		Scriere zonă adresă	x'1B'	
21		Scriere Ro	x'15'	
22	Scriere nr. blocuri	x'04'		
23	Comparare	Stergere	x'11'	
24		Verificare egal ID	x'13'	
25		Verificare pand. sup. ID	x'15'	
26		Verificare egal. sup. ID	x'21'	
27		Verificare egal. chei	x'29'	
28		Verific. pand. sup. chei	x'49'	
29		Verific. egal. si pand. chei	x'67'	
30		Verific. egal. adresa	x'39'	
31	Comutare	Libereare acces canal	x'04'	
32	acces canal	Libereare acces canal	x'18'	

b)



A. Formatul informației la discul de 7 Mact.
(1- zona de validare citire ; 2- preambul zonă adresă ; 3- zonă adresă ; 4- preambul zonă adresă ; 5- zonă selecție cap ; 6- preambul zone date ; 7- zone date ; 8- octet paritate ; 9- preambul zonă date ; 10- interval interoctat)



B. Formatul informației la discul de 100 Mact.
(1- preambul zone adrese ; 2- zona adresă ; 3- preambul zonă identificare bloc 1 ; 4- zonă identificare bloc D ; 5- cheia bloc 0 ; 6- bloc 0 pt. memorare ; 7- defecte ; 8- preambul zone identificare bloc 1+N ; 9- zonă identificare bloc 1+N ; 10- cheia bloc 1+N ; 11- bloc 1+N zone de date ; 12- preambul zone date ; 12- interval interoctat.

TABEL 7. Forme de înregistrare a informațiilor pe disc.

incertitudine cind pot apare decalări de biți. In aceste momente de incertitudine acționează oscilatorul OSTD cu ajutorul căruia se menține o frecvență constantă indiferent de variațiile turației pachetului. Cu ajutorul unui numărător perioadele semnalelor de ieșire oscilatorului OSTD sînt divizate cu 16.

In urma comparării frecvenței impulsurilor de la ieșirea acestui numărător cu cea a impulsurilor servorecunoscute de pe pistele preînregistrate de servoreglare se comandă creșterea sau scăderea frecvenței oscilatorului OSTD. In aceste condiții oscilatorul OFV are doar rolul determinării precise a biților de "1" față de cei de "0".

In cazul unităților de discuri cu densități de înregistrare mai mari de 4400 bpi pentru care erorile de transfer nu sînt singulare ci grupate, localizarea grupurilor de erori, precum și a biților eronați din configurația erorii nu mai este posibilă prin verificarea octetului de paritate. Se utilizează octeți de control generați și verificați prin implementarea unui polinom generator adecvat configurației grupului de erori. Prin deplasări succesive condiționate, echivalente cu împărțirea polinomului grupului de biți transferați la polinomul generator al octeților de control, se identifică eroarea sub forma polinomului rest, diferit de zero și a cărui configurație permite localizarea biților eronați.

Folosind acest procedeu, unitatea de legătură va transmite unității centrale a calculatorului un număr de octeți de stare în care va preciza poziția biților eronați față de ultimul octet al zonei de transferat. In acest ^{prin} fel reluarea doar o singură dată a secvenței de transfer se vor putea corecta biții eronați.

Corectarea erorilor grupate, cu ajutorul octeților de control, este limitată pentru o anumită lungime K de biți a configurației erorii. Pe de altă parte, odată cu creșterea densității de înregistrare se va ajunge la creșterea numărului de octeți de control în detrimentul informațiilor utile.

Din examinarea relațiilor de mai jos :

$$t_{Fi} = \frac{C}{N} \times \frac{DT_F}{V(T_t - T_c)} + K \quad (15)$$

$$T_w = \pm \frac{1}{2} \frac{N}{C} \times \frac{T_t - T_c}{DT_F + KV(T_t - T_c)} \quad (16)$$

./.

(unde t_{pi} reprezintă tranziția de flux per inch; DT_p , viteza de transfer; V , viteza de rotație; T_d , numărul total de blocuri de date; T_c , numărul de blocuri de control; N , lungimea blocului de date; C , lungimea blocului de control; K , numărul total de biți de control; T_w , lățimea ferestrei de detecție) rezultă că raportul optim dintre lungimea N a blocului de date și lungimea C a blocului de octeți de control este determinat de realizarea unei ferestre mari de detecție în condițiile unei densități ridicate de înregistrare caracterizate prin t_{pi} mic.

În fine un alt procedeu de autocorecție a erorilor la nivelul unității de legătură se referă la erorile de ritm. În acest sens se folosește un numărător al cărui conținut indică numărul de octeți existenți la un moment dat în memoria tampon ori de câte ori în memoria tampon există pericolul golirii sau umplerii sale. Prin existența unui număr limitat de octeți, prestabilit și semnalat de conținutul numărătorului, unitatea de legătură va permite o cerere de transfer de înaltă prioritate cu ajutorul căreia va solicita acces imediat la memoria internă în vederea accelerării fazelor de transfer.

Se poate spune deci că atât erorile de sincronizare cât și cele de transfer se produc în majoritatea cazurilor în cadrul unității de discuri, ele fiind datorate atât funcționării necorespunzătoare a unora din blocurile funcționale ale unității dar și datorită modului de organizare a informațiilor în cadrul sectoarelor de pe disc. Măsurile de detecție din cadrul unității de legătură permit accelerarea operațiilor de corecție a erorilor fără însă a înlătura o bună parte din cauzele de apariție a acestora.

Singura modalitate prin care se poate reduce posibilitatea de apariție de noi erori este legată de adoptarea unor măsuri de diseminare a informațiilor pe disc care să o accelereze detectarea eventualelor erori. Un rol important în acest scop îl are structura logică a sectoarelor de informații.

4.3. Considerațiile de alegere a structurii logice a sectoarelor și ale modului de îmbunătățirea a performanțelor constructive ale unității de legătură

Modul de alegere a dimensiunii sectoarelor ține cont atât de necesitatea reducerii timpului de transfer al informațiilor

din cadrul sectoarelor cit și de necesitatea reducerii timpului de satisfacere a cererilor de transfer prin reducerea intervalului de timp afectat identificării sectoarelor de transferat.

În cazul dispunerii informațiilor în cadrul unor sectoare de lungime mare se poate ajunge la o reducere a timpilor de poziționare datorită micșorării numărului de deplasări ale căruciorului portcanete. Pe de altă parte, folosirea unor sectoare de lungime mare conduce la ocuparea necorespunzătoare a suprafeței discului de către anumite segmente de programe, defavorizându-i pe ceilalți utilizatori care nu vor mai avea loc pe disc pentru programele lor.

Pe de altă parte, cu cât lungimea sectorului este mai mare cu atât posibilitatea de apariție a erorilor de sincronizare și de transfer este mai mare. Acest lucru se datorează faptului că la apariția unor asemenea erori, reluarea de un număr de ori a transferului eronat în scopul corectării conduce atât la o creștere a timpului de execuție al programului respectiv dar și la creșterea posibilității producerii de noi erori în alte zone de informații din cadrul sectorului.

În cazul alegerii unui sector de lungime redusă, timpul de transfer al respectivului sector se micșorează în consecință. În schimb, însă, repartizarea unui segment de program în cadrul mai multor sectoare de lungime mică poate să conducă la o creștere a numărului de poziționări și deci la o mărire a timpului de execuție a programului respectiv.

Cu cât segmentele de program sînt dispuse în cadrul a mai multor sectoare de lungime mică cu atât mai mare va fi ponderea octeților de adresă în structura sectorului astfel încît să se ușureze identificarea sectoarelor de transferat. Se poate ajunge astfel la o pondere nedorită a octeților de adresă deci o dispunere necorespunzătoare a informațiilor pe suprafața discului.

Dispunerea informațiilor în cadrul unor sectoare de lungime mare reduce ponderea octeților de adresă dar crește în schimb ponderea octeților de control datorită necesității verificării corectitudinii informațiilor înscrise sau citite de pe sectorul de pe disc.

Odată cu creșterea densității de înregistrare se modifică structura logică a sectorului prin creșterea ponderii octeților de control și de adresă pentru a putea fi posibilă o identificare cit mai ușoară a grupurilor de biți transferați în mod eronat.

Așa cum se poate vedea din analiza structurii logice a sectorului de informații în cadrul unității de discuri de 7 Mect. și de 100 Mect. rezultă faptul că zona octeților de adresă și control reprezintă $1/5$ din configurația sectorului și respectiv $1/2$ din configurația sectorului. Existența acestor zone de adresă și control este necesară pentru prevenirea apariției erorilor de sincronizare și de transfer. Ele însă conduc la executarea unui număr suplimentar de comenzi de citire și verificare ceea ce influențează negativ timpul de satisfacere a cererilor de transfer.

Existența unor zone atât de mari afectate octeților de adresă și control reduce mult spațiul de pe disc rezervat găstrării informațiilor utile.

Pe lângă numărul de octeți de adresă și control necesar a fi incluși în structura logică a sectorului, dimensiunea acestuia este determinată și de dimensiunea paginii de memorie internă.

Includerea memoriei externe pe disc magnetic în structura ierarhizată a memoriei calculatorului permite repartizarea informațiilor pe suprafața discului în cadrul unor blocuri cu dimensiuni determinate de lungimea paginii de memorie internă. Lungimea unei pagini de memorie internă este dependentă de structura unității centrale și de algoritmul de dispunere a paginilor în memoria internă. De cele mai multe ori dimensiunea unei pagini de memorie internă este de 4 Kcuvinte.

Lucrul la nivel de pagini de memorie conduce la necesitatea transferării dinspre și înspre memoria externă pe disc magnetic a unor blocuri de informații având dimensiuni egale cu fracțiuni sau multipli de pagină internă. Date fiind caracteristicile funcționale ale unei unități de discuri de 100 Mect. se poate spune că timpul mediu de poziționare al capetelor este aproximativ egal cu timpul de transfer al unui bloc de informații de dimensiunea unei pagini de memorie internă. Pe de altă parte din analiza valorilor timpului de transfer a cite 2 octeți între memoria internă și registrele generale ale calculatorului și viteza de transfer între unitatea de legătură și unitatea de discuri de 100 Mect. se poate trage concluzia că timpul de transfer al unei pagini din memoria internă în registrele generale este de 3 ori mai mic decât timpul de transfer al unui bloc cu dimensiunea unei pagini, între unitatea de legătură și cea de discuri magnetice.

În aceste condiții rezultă concluzia că dimensiunea unui sector de informații de pe suprafața discului trebuie să fie egală

cu $1/8$ din dimensiunea unei pagini de memorie internă.

Din considerente de creștere a vitezei de transfer pe ansamblul memoriei externe pe disc magnetic există posibilitatea realizării în paralel a operațiilor de poziționare pe o unitate de discuri și de transfer de pe altă unitate de discuri din cadrul aceleiași memorii externe. Din analiza comparativă a timpului de transfer a unei pagini la nivelul memoriei interne, a timpului de transfer a unei pagini la nivelul unei unități de discuri și a timpului mediu de poziționare, rezultă că în condițiile lucrului cu pagini de memorie de 4 Kcuvinte, numărul maxim de unități de discuri din cadrul unei memorii externe trebuie să fie egal cu 8.

Trebuie precizat că la dimensiunea sectorului egală cu $1/8$ din dimensiunea unei pagini de memorie internă s-a avut în vedere și spațiul ocupat de octeții de control și de adresă.

Diferențele de viteză de transfer între unitatea de legătură și canalul de I/E și respectiv între unitatea de legătură și unitatea de discuri, mult accentuate în cazul unităților de discuri cu densitate de înregistrare de 1100 și 2200 bpi necesită adoptarea unor metode care să permită menținerea unei viteze de transfer constante către memoria internă, cu valori apropiate de viteza de transferare a paginilor între memoria internă și unitatea centrală a calculatorului.

Modalitatea de rezolvare a fost includerea în cadrul unității de legătură a unei memorii tampon. Capacitatea acestei memorii se alege funcție de modul în care se face accesul și transferul la nivelul memoriei interne și anume ține cont de faptul că scrierea/citirea în memorie se realizează pe 2 sau pe 4 octeți.

Date fiind situațiile diferite care apar la scrierea sau citirea de pe disc în condițiile diferențelor de viteză de transfer la nivelul unității de discuri și la nivelul memoriei interne, rezultă că în faza de citire de pe disc numărul minim de octeți din memoria internă trebuie să fie egal cu 2 sau 4 (funcție de numărul de octeți care se transferă odată din memoria internă) pentru a nu exista riscul ocupării inutile a canalului de I/E până se citesc prinii 4 octeți de pe disc. În mod corespunzător în faza de scriere pe disc trebuie să existe în memoria tampon un număr de octeți egal cu un multiplu per de 2 sau de 4 octeți.

Pentru păstrarea unei viteze de transfer relativ constante capacitatea memoriei tampon trebuie să fie egală cu conținutul unui sector de pe disc, întrucât memorarea sa echivalează în timp cu

transferul unei pagini de memorie internă.

Existența unităților de discuri cu diferite densități de înregistrare conduce la folosirea a diferite formate și dimensiuni de sectoare. Din acest motiv conectarea la un sistem de calcul a unor unități de discuri de capacități diferite a condus la o clasificare a unităților de legătură din punct de vedere al modului în care își pot adapta structura logică la diferitele tipuri de sectoare de informații.

În acest sens există 2 tipuri de unități de legătură:

- unitatea de legătură cu structură cablată, la care schemele blocurilor funcționale și legăturile logice dintre ele este conformă unui anumit format de sector;

- unitatea de legătură cu structură microprogramată la care pe baza unei structuri logice stabile adaptarea funcțională a blocurilor unității de legătură cu formatul diferitelor tipuri de sectoare conforme diferitelor densități de înregistrare se realizează la nivelul formatului microinstrucțiunii.

Avantajul folosirii unității de legătură microprogramate constă în aceea că modificarea formatului de înregistrare a informațiilor nu înseamnă de fapt o modificare a structurii blocului de prelucrare a informațiilor spre exemplu, ci numai folosirea unor biți suplimentari din cifrele microinstrucțiunii de comandă și control.

Un alt avantaj al structurii microprogramate este acela al posibilității adaptării funcționării schemelor logice din cadrul unității de legătură la diferite frecvențe de recepționare a cererilor de transfer. Modificarea frecvenței de recepționare a cererilor de transfer se poate realiza la nivelul unor cifre din cadrul formatului microinstrucțiunii care gestionează interfața cu canalul de I/E. Aceasta permite interpretarea în continuare a unor cifre diferite din formatul microinstrucțiunii, ceea ce înseamnă de fapt diferite înălțări de comenzi, la diferite intervale de timp, pentru blocurile funcționale din cadrul unității de legătură.

Din acest motiv nu este recomandabilă folosirea unor mini-calculatoare universale pentru a realiza funcțiile unei unități de legătură întrucât formatul microinstrucțiunii nu este conceput pentru a putea comanda și controla funcționarea unor blocuri specifice unității de legătură.

În cazul folosirii unor unități de legătură microprograma-

te formatul microinstrucțiunii cit și structura blocurilor funcționale este dedicată. Se folosește noțiunea de microorganizare orizontală în care lungimea unei microinstrucțiuni variază între 56 și 96 cifre binare, diferitele cifruri gestionând funcționarea în paralel a mai multor blocuri funcționale din cadrul unității de legătură [23], [24].

De aici principalul rol al blocului de comandă și control care interpretează formatul microinstrucțiunilor, decide și verifică modul în care se efectuează în paralel operațiile descifrate din cifrurile microinstrucțiunii. Acest bloc funcțional conține o memorie de microinstrucțiuni și o serie de registre aferente operațiilor de decodificare a formatului microinstrucțiunilor și înlănțuirii acestora în cadrul microprogramelor specializate. Blocul mai conține un set de 16 registre generale precum și registre cu destinații speciale (fig. 15).

Pentru asigurarea unei siguranțe în funcționare mărite transferul de informații dintre circuitele blocului de comandă și control realizat prin intermediul busurilor interne cu circuitele altor blocuri funcționale se efectuează făcându-se controlul de paritate al informațiilor la ieșirea lor de pe busuri. Din acest motiv cel mai important circuit din cadrul blocului de comandă și control este dispozitivul aritmetic, întrucât el permite realizarea transferului de informații între registre, prelucrarea cifrurilor microinstrucțiunilor, generarea secvențelor de dialog cu canalul de I/E cu interfața unității de discuri [25,26].

Dat fiind faptul că toate sarcinile blocului de comandă și control se realizează prin acțiunea dispozitivului aritmetic, este necesar un control permanent al modului de realizare a operațiilor acestui dispozitiv, fie printr-un control de paritate la nivelul busului de rezultate, fie prin utilizarea în paralel a încă unui dispozitiv aritmetic și compararea celor două rezultate. A doua soluție este mai bună întrucât se evită în acest fel situația mascării unui număr mare de biți eronați ai rezultatului unei anumite operații logice sau aritmetice.

Avantajele pe care le oferă o unitate de legătură microprogramată față de utilizarea unui minicalculator universal cu structură microprogramată în cadrul structurii unității de legătură sînt [22]:

- a. - Dispozitivul aritmetic al unei unități de legătură

microprogramată are o structură mai simplă, realizând mai puține operații (nu efectuează operații de deplasare cu masă și de înmulțire). În cazul utilizării unui minicalculator universal, dispozitivul său aritmetic ar fi folosit doar parțial.

b. - Blocul de comandă și control al unității de legătură microprogramată folosește registre și busuri organizate pe un octet, în timp ce minicalculatoarele microprogramate utilizează un număr mai restrâns de registre și busuri, dar organizate pe 2 octeți. În plus unitatea de legătură microprogramată folosește busuri de informații cu control descentralizat, realizându-se un paralelism al operațiilor efectuate în cadrul unităților de legătură.

Spre exemplu în perioada de timp în care unitatea aritmetică efectuează anumite operații, busurile sunt disponibile pentru realizarea unui transfer de date între două registre de pe același bus, în vederea pregătirii unei operații viitoare.

c. - Folosirea unui minicalculator microprogramat universal în cadrul unei unități de legătură face dificilă conectarea la canalul I/E a diferitelor calculatoare întrucât microinstrucțiunile de tip I/E ale minicalculatorului nu conțin cifruri prin care să se exercite un control permanent al stării canalului de I/E în timpul efectuării transferului de informații dintre memoria externă pe disc magnetic și memoria calculatorului.

d. - Lungimea microinstrucțiunii preluate de către o unitate de legătură microprogramată permite realizarea unor operații pregătitoare privind alegerea succesiunii de poziționări care să reducă timpul de poziționare.

Se poate spune în concluzie că există o relație de dependență între structura unității de legătură și modul de dispunere a informațiilor pe disc. Aceasta întrucât unitatea de legătură decide asupra deplasărilor sistemului de capete (rezultat al interpretării adreselor blocurilor solicitat a fi transferate) și totodată detectează erorile care apar pe parcursul transferului. Modul în care blocurile sale funcționale îndeplinesc această sarcină sunt dependente de formatul logic al sectoarelor și de modul de dispunere al acestora pe suprafața discului. Pe de altă parte însă nu este posibilă alegerea atât a formatului sectoarelor cât și a modului de dispunere a informațiilor pe suprafața discului care să nu țină cont de limitările constructive ale unității de legătură ca de exemplu posibilitatea introducerii unor întârzieri suplimentare pe traseul de transferare a informațiilor între unitatea de discuri și memoria internă a calculatorului.

**CAP. 5. METODELE FOLOSITE PENTRU REDUCEREA TIMPULUI DE
SATISFACERE A CERERILOR DE TRANSFER A DATELOR
INTRE MEMORIA INTERNA SI MEMORIA EXTERNA PE
DISC MAGNETIC**

5.1. Generalități

Valoarea timpului de execuție a programelor este determinată de viteză de calcul a unității centrale a calculatorului sau minicalculatorului precum și de viteză de răspuns a memoriei externe atunci când se solicită un transfer de informații înspre sau dinspre memoria internă a sistemului de calcul.

Intervalul de timp scurs din momentul recepției unei cereri de transfer de pe o unitate de discuri din cadrul memoriei externe și până în momentul când are loc efectiv transferul solicitat este determinat din însumarea mai multor intervale de timp caracteristice diferitelor secvențe ale operațiilor de poziționare și transfer.

Se poate spune că timpul T de satisfacere a cererilor de transfer de către memoria externă pe disc magnetic este [26] :

$$T = W_1 + T_1 + W_2 + T_2 \quad (17)$$

unde : W_1 , reprezintă intervalul de timp necesar sistemului de capete din cadrul unității de discuri selectate să aștepte până când se încheie transferul de informații de pe pista în dreptul căruia fuseseră poziționate anterior capetele.

T_1 , reprezintă timpul de poziționare a capetelor, fiind de fapt intervalul de timp necesar sistemului de capete să se deplaseze din dreptul pistei de pe care s-a încheiat operația de transfer precedentă, până în dreptul pistei de care se află blocurile de informații ce urmează a fi transferate.

W_2 , reprezintă intervalul de timp cât memoria externă pe disc magnetic așteaptă să se elibereze canalul de I/E.

$T_2 = d+r$, reprezintă intervalul de timp cât este ocupat canalul de I/E și el este alcătuit din intervalul de timp d , necesar identificării sectorului (blocului) de date ce trebuie transferat (cunoscut sub numele de timp de sincronizare) și intervalul de timp r , necesar transferării respectivului sector de informații (timpul de transfer).

Valoarea acestor 4 intervale de timp este determinată atât de parametrii constructivi ai unității de discuri (W_1, T_1, R) sau ai unității de legătură (W_2) cât și de modul de dispunere a informațiilor de transfer pe suprafața discului (T_1, T_2).

5.2. Prezentarea metodelor de reducere a timpului de poziționare T_1

Metodele de reducere a timpului de poziționare T_1 , cunoscute până în prezent în literatura de specialitate au în vedere faptul că valoarea acestui parametru este dependentă de lungimea distanței pe care o are de parcurs sistemul de capete precum și de viteza cu care sistemul de capete este capabil să se deplaseze.

Pentru examinarea particularităților fiecăreia din metodele de reducere a timpului de poziționare au fost avute în vedere următoarele presupuneri [27]:

a. Cererile de poziționare sînt grupate în cozi de așteptare corespunzătoare fiecărui cilindru de informații de pe disc (fig. 18);

b. Recepționarea în timp a cererilor de poziționare în fiecare coadă de așteptare se face în mod aleatoriu, după o distribuție de tip Poisson.

$F(t) = 1 - e^{-\lambda t}$ pentru $t \geq 0$,
unde λ reprezintă frecvența medie de recepționare a noilor cereri de poziționare.

c. Nu există nici o deosebire între cererile de poziționare care solicită citirea datelor de pe disc.

d. Toste cererile de poziționare se referă la blocuri de informații avînd lungimea unei piste, fiind distribuite uniform pe fiecare din cele c piste (cilindri) ai unității de discuri.

e. Toste cererile de poziționare pot selecta în mod aleatoriu și cu o probabilitate egală oricare dintre pistele de pe suprafața discului.

În plus metodele cunoscute în literatura de specialitate au avut în vedere o serie de situații particulare ale memoriei externe pe disc magnetic, ca de exemplu:

a. S-a constatat cazul memoriei externe cu o singură unitate de discuri (deci $W_2 = 0$). În această situație $T = T_1 + d$,

intrucit celălalt parametru r se poate considera ca avind o valoare constantă, determinată de o serie de parametri construc-tivi cum ar fi viteza de transfer a unității de discuri și a canalului de I/E.

b. Nu s-a făcut nici o diferențiere între conectarea memo-riei externe la un canal de I/E de tip multiplexor sau la unul de tip selector. Prin aceasta s-a eliminat posibilitatea anali-zării modalităților de reducere a timpului de poziționare la o unitate de discuri, prin repartizarea cererilor de poziționare și pe alte unități și prin întrepătrunderea operațiilor de transfer și poziționare în cadrul aceleiași memorii externe.

c. S-a avut în vedere numai cazul unităților de discuri cu capete mobile. În cazul unităților de discuri cu capete fixe cind $T = W_1 + d + r$, nu mai se pune problema reducerii timpului de poziționare a capetelor.

Obiectivele urmărite prin aplicarea metodelor de reducere a timpului de poziționare a capetelor au fost: creșterea numărului de programe ce pot fi executate cu datele coștute în memo-ria externă pe disc magnetic precum și reducerea discriminării între diferiți utilizatori care solicită date din memo-ria externă pe disc magnetic.

În urma măsurătorilor experimentale a timpilor de pozițio-nare din cadrul unei unități de discuri cu capete mobile (de ex. de tip IBM 2314) a rezultat ca distribuție a valorilor acestor timpi, funcție de numărul de piste parcurse (fig.19).

Din examinarea ei rezultă că există aici diferențe de timp între poziționarea pe k piste și pe $k+1$ piste.

Se poate spune deci că timpul de poziționare este o funcție liniară cu distanța de parcurs, cu o pantă de variație dependentă de $T_{poz,max.} - T_{poz,min.}$. Din punct de vedere matematic variația timpului de poziționare de-a lungul a diferite distanțe pe suprafața discului poate fi aproximată printr-o funcție de $(i-j)$ sau printr-o funcție care depinde explicit de i și j unde i repre-sintă adresa pistei în dreptul căreia se află fixat sistemul de capete iar j reprezintă adresa pistei unde urmează să se pozițio-neze capetele.(fig.20).

Înainte de a se expune principiile care stau la baza meto-delor de reducere a timpului de poziționare trebuie precizat că se are în vedere efectul acestor metode asupra unor parametri de exploatare ai unității de discuri, cum ar fi timpul mediu de

satisfacere a unei cereri de poziționare, T_{sk} , timpul de așteptare în coadă a unei cereri de poziționare T_w , variația timpului de așteptare în coadă a diferitelor cereri de poziționare, σ_w^2 [28].

5.2.1. Metoda PVES (metoda oricuiului venit - oricuiului servit)

Această metodă nu ține cont de poziția instantanee a sistemului de capete, fiind din fapt implementarea în cadrul memoriei externe pe disc magnetic al algoritmului folosit pentru accesul la paginile de memorie internă. În conformitate cu această metodă nu se realizează nici un fel de ordonare a cererilor de poziționare în cadrul cozilor de așteptare corespunzătoare fiecărui cilindru. În momentul recepționării unei cereri de poziționare ea este satisfăcută imediat după încheierea transferului inițiat anterior fără a se ține cont de faptul că pentru aceasta sistemul de capete va trebui să parcurgă eventual întreaga suprafață a discului pentru a ajunge în dreptul pistei pe care se află sectorul de informații ce trebuie transferat [27,31].

Aplicarea unei asemenea metode conduce la parcurgerea aleatorie a diferite distanțe pe suprafața discului. În aceste condiții nu se poate reduce timpul mediu de poziționare, T_{sk} . În schimb există situații când pentru anumiți utilizatori se poate reduce valoarea lui T_w .

Pe măsura creșterii frecvenței de recepționare de noi cereri de poziționare crește valoarea lui T_w și w^2 existînd chiar situații ca cereri de poziționare pe pistele extreme (0,2co) să nu ajungă să fie satisfăcute. Pe ansamblu se poate estima ca un număr mare de cereri de poziționare sosite cu frecvența ridicată pot să rămână nesatisfăcute.

5.2.2. Metoda TM (Metoda timpului mediu de acces)

Aplicarea acestei metode ține cont de relația existentă între poziția instantanee a sistemului de capete și adresa pistei solicitată de noua cerere de poziționare.

În conformitate cu acest principiu, din totalul cererilor de poziționare aflate în coadă de așteptare va fi luată în considerare a fi satisfăcută cererea, care solicită poziționarea pe

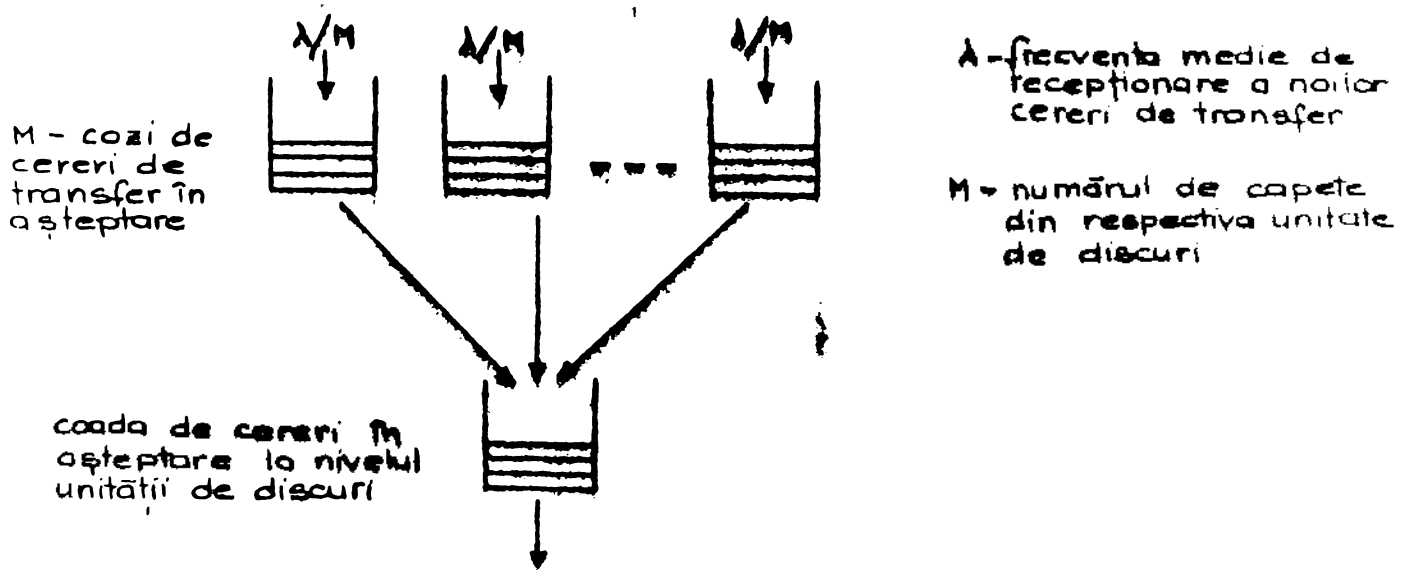


Fig. 18 - Reprezentarea modelului de grupare a cererilor de transfer corespunzătoare unei unități de discuri.

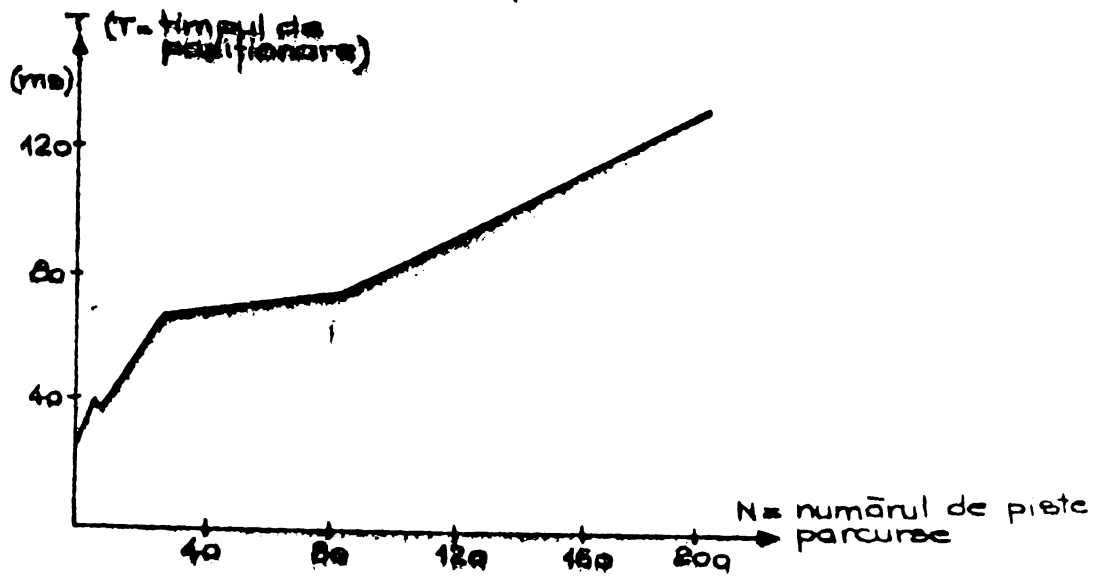


Fig. 19 - Diagrama de variație a timpului de poziționare în funcție de numărul de piste parcurse pentru o unitate de discuri cu capete mobile.

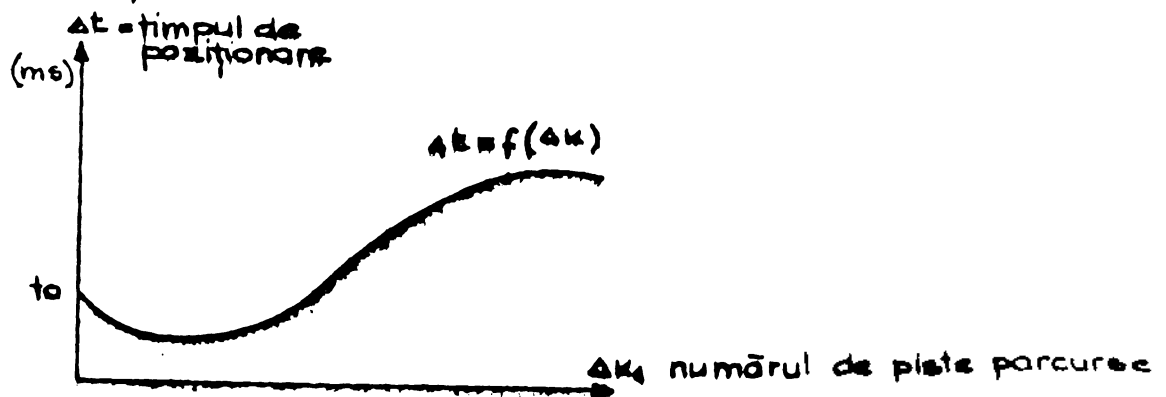


Fig. 20 - Caracteristicile dinamice a mișcării sistemului de capete dintr-o unitate de discuri magnetice

niste cea mai apropiată de pista în dreptul căreia se află poziționat sistemul de capete la un moment dat. Se ajunge în acest fel la frecvente modificări ale direcției de deplasare a sistemului de capete. Mai mult în cazul unor frecvențe ridicate de recepționare a noilor cereri de poziționare pot apărea situații în care să nu se efectueze poziționări pe pistele extreme. În schimb aplicarea acestei metode poate conduce la situații în care cererile de poziționare să fie satisfăcute numai în cazul în care ele adresează piste grupate pe anumite regiuni de pe suprafața discului [28,29].

Pentru a se determina timpul estimat a fi minim pentru operația de poziționare se va lua în considerare situația conform căreia se presupune că în momentul în care n cereri de poziționare se află în coada de așteptare pentru a fi satisfăcute, sistemul de capete se găsește poziționat în dreptul cilindrului k (aceasta poate fi oricare din cei c cilindri de pe suprafața discului).

Probabilitatea ca din cele n cereri de poziționare, nici una să nu solicite un transfer de informații de pe cilindrul k, în dreptul căreia se află deja poziționat sistemul de capete, este:

$$P_1 = \left(1 - \frac{1}{c}\right)^n \quad (18)$$

Această relație exprimă de fapt probabilitatea ca o operație de poziționare să aibă loc.

Dacă presupunem că sistemul de capete se află poziționat în dreptul cilindrului k, iar $k < \frac{c}{2}$ atunci se poate spune că există situația ca sistemul de capete să se deplaseze de-a lungul a 1,2,...,(k-1) piste cu o probabilitate 2p, și situația ca sistemul de capete să se deplaseze de-a lungul a k, k+1,...,(c-k) piste cu o probabilitate p, întrucât pe a 2-a porțiune de pe suprafața discului sînt distanțe mai lungi de parcurs.

Probabilitatea $p = \frac{1}{c-1}$ este de fapt probabilitatea ca o cerere de poziționare din coadă să se refere la unul din cei c-1 cilindri rămași pe suprafața discului.

Rezultă de aici expresia repartizării funcției de distribuție $F_0(u) = P_T(s \leq u)$, definită ca probabilitatea că timpul necesar poziționării S, să fie mai mic sau egal cu u unități elementare.

Valoarea timpului estimat a fi minim pentru o operație de poziționare este [30,33]:

$$E [T_{0k}] = \int_{w-k+1/2}^{1/2} [1-F_0(u)]^n du + \int_{1/2}^{k-1/2} (1+p-2pu)^n du + \int_{k-1/2}^c \left(1 - \frac{p}{2} (2k-3)-pu\right)^n du \quad (19)$$

Se ajunge în urma calculului la expresia:

$$E[T_{ok}] = \frac{1}{2} + \frac{1}{2p} [1 - (1 - 2p(k-1))^{n+1}] \frac{1}{n+1} + \frac{1}{p(n+1)} (1 - 2p(k-1))^{n+1} \quad (20)$$

Acastă ecuație este valabilă pentru situația în care $k < c/2$. Ea se poate aplica și pentru situația în care $k > c/2$ dacă se va înlocui k prin $c-k$. Având în vedere faptul că situația în care $k < \frac{c}{2}$ apare cu o probabilitate de $1/2$, cu o aceeași probabilitate apare și situația ca $k > \frac{c}{2}$.

Se poate spune deci că :

$$E[T_{ok} | k < \frac{c}{2}] = \frac{1}{2} + \frac{1}{2p(n+1)} [1 + (1 - 2p(k-1))^{n+1}] \quad (21)$$

Având în vedere că expresia pentru $E[T_{ok} | k > \frac{c}{2}]$ este identică, se poate spune deci că :

$$E[T_{ok}] = E[T_{ok} | k < \frac{c}{2}] \quad (22)$$

Întrucât poziția sistemului de capete este uniformă pentru valori ale lui $k = 1, 2, \dots, c$, se poate deci aproxima funcția de distribuție a timpului minim de poziționare cu o funcție lineară de tip rampă, având panta exprimată prin $1/c$, cu valori de la $1/2$ la $c+1/2$.

În condiția în care poziția sistemului de capete este în dreptul pistei $k > \frac{c}{2}$, funcția de distribuție a timpului minim de poziționare poate fi aproximată printr-o variație lineară cu panta $2/W$ și cu valori ale acesteia de la $1/2$ la $1/2(c+1)$ pe intervalul $(\frac{1}{2}, \frac{1}{2}(c+1)]$

Având în vedere faptul că probabilitatea ca una din cererile de poziționare să se refere la unul din cei $c-1$ cilindrii este dată de expresia :

$$p = \frac{1}{c-1},$$

se ajunge la relația :

$$E[T_{ok}] = \frac{1}{2} + \frac{c-1}{2(n+1)} [1 + \frac{1}{n+2} (\frac{c}{c-1})^{n+1}] \quad (23)$$

Dat fiind faptul că sistemul de capete se află în mișcare pentru satisfacerea celor n cereri de agățare, probabilitatea ca sistemul de capete să se deplaseze este :

$$p = (1 - \frac{1}{c})^n = (\frac{c-1}{c})^n \quad (24)$$

În aceste condiții, valoarea timpului estimat a fi minim

pentru satisfacerea unei cereri de poziționare este dat de relația:

$$E\sqrt{T_{sk}} = \left(\frac{c-1}{c}\right)^n \left[\frac{1}{2} + \frac{c-1}{2(n+1)} \left(1 + \frac{1}{n+2} \left(\frac{c}{c-1}\right)^{n+1}\right)\right] \quad (25)$$

Dacă se are în vedere faptul că T_{skmax} este timpul necesar deplasării de-a lungul a $c-1$ piste iar T_{skmin} este timpul deplasării de la o pistă la una imediat următoare, se poate spune că :

$$E\sqrt{T_{sk}} = \left(\frac{c-1}{c}\right)^n \left[\frac{1}{2} + T_{skmin} + \frac{T_{skmax} - T_{skmin}}{2(n+1)} \left(1 + \frac{1}{n+2} \left(\frac{c}{c-1}\right)^{n+1}\right)\right] \quad (26)$$

Se poate interpreta această relație și pentru cazul metodei PVSP, în care caz numărul de cereri de poziționare în coada de așteptare a fi servite este $n=1$. Atunci timpul estimat pentru o cerere de poziționare în cazul unor frecvențe scăzute de recepționare de noi cereri de poziționare este dat de relația

$$E\sqrt{T_{sk}} = \frac{c-1}{c} \sqrt{T_{skmin}} + \frac{1}{2} + \frac{T_{skmax} - T_{skmin}}{4} \left(1 + \frac{1}{3} \left(\frac{c}{c-1}\right)^2\right) \quad (27)$$

Aplicarea metodei TMA se face în mod diferit, funcție de lungimea cozii de cereri de poziționare în așteptare și de frecvența de recepționare a cererilor de poziționare. În cazul în care lungimea cozii de cereri de poziționare este mare, probabilitatea ca sistemul de capete să se deplaseze la dreapta sau la stînga poziției inițiale a capetelor este constantă. De altă parte, creșterea frecvenței de recepționare a unor noi cereri de poziționare poate să conducă la situația în care satisfacerea acestor noi cereri să nu mai poată fi posibilă dacă necesită deplasări ale capetelor, dată fiind o densitate relativ ridicată de cereri din coadă care solicită poziționări în imediata apropiere a poziției inițiale a capetelor.

În cazul unor cozi de cereri de poziționare de lungime constantă, existența unor frecvențe reduse de recepționare a cererilor de poziționare conduce la situații în care și timpul de capete efectuează deplasări aleatorii de-a lungul întregii suprafețe a discului. Pe de altă parte prin creșterea frecvenței de recepționare a cererilor de poziționare într-o coadă de lungime constantă se ajunge la situația în care poziționarea în dreptul pistelor extreme de pe suprafața discului să se efectueze cu probabilități foarte reduse.

Un alt dezavantaj al aplicării acestei metode este datorat

faptului că o coadă de cereri de poziționare în așteptare se divide practic în c cozi de cereri în așteptare corespunzătoare repartizării cererilor de poziționare pentru fiecare cilindru. Aceasta face ca aplicarea acestei metode să nu permită o discriminare între cererile de poziționare a diferiților utilizatori individuali.

5.2.3. Metoda SCAN

Aplicarea acestei metode prevede deplasarea sistemului de capete în ambele sensuri, de-a lungul întregii suprafețe a discului. Ea prevede satisfacerea acelor cereri de poziționare care se referă la cilindrii aflați în sensul deplasării sistemului de capete. În momentul în care sistemul de capete a ajuns în dreptul poziției extreme, adică în dreptul cilindrului 0 sau 200, sistemul de capete își va modifica direcția de deplasare, urmînd să fie satisfăcute cererile de poziționare pentru cilindrii aflați în noul sens de deplasare a capetelor. Rezolvarea cererii de poziționare în dreptul unui anumit cilindru nu ține cont de momentul în care respectivă cerere de poziționare a fost recepționată în coada de așteptare și nici de poziția sa în coada de așteptare față de celelalte cereri aflate în coada de așteptare.

Pentru examinarea acestei metode se presupune că sînt suficient de puține cereri de poziționare în coada de așteptare, astfel încît probabilitatea de a întîlni în coadă mai multe cereri de poziționare pe un același cilindru este mult mai mică decît probabilitatea identificării cite unei singure cereri de poziționare pe fiecare cilindru.

În condițiile dispunerii informațiilor în mod uniform pe suprafața discului, probabilitatea ca o cerere de poziționare să se refere la unul din cei c cilindri este $P(c) = \frac{1}{c}$

Dacă se definește $P(\Delta C=c)$ drept probabilitatea ca să fie parcurse c cilindri pînă în dreptul pistei solicitate prin cererea de poziționare din coadă, $P(\Delta C = \frac{c}{c})$ drept aceeași probabilitate, la care însă se are în vedere^o faptul că poziția inițială a capetelor se află în dreptul pistei C_0 , atunci se poate spune că timpul minim estimat pentru c poziționare este dat de relația [32,37]:

$$E[T_{sk}] = \sum_{C_f=1}^c \sum_{C_0=1}^c f(C_0, C_f) \text{Prob}(C_0) \text{Prob}(C_f) \quad (28)$$

unde $\text{Prob}(C_0)$ este probabilitatea ca sistemul de capete să se

afle inițial în dreptul pistei C_0 , iar $\text{Prob}(C_f)$ este probabilitatea ca cererea de poziționare să se refere la pista C_f .

Intrucât cererile de acces sînt repartizate aleatoriu pe diferite piste de pe suprafața discului se poate spune că :

$$E[T_{sk}] = \frac{1}{C^2} \sum_{C_f=1}^c \sum_{C_0=1}^c f(C_0, C_f) \quad (29)$$

Dacă se are în vedere faptul că :

$$\text{Prob} \left[\Delta C = \frac{c}{C_0} \right] = \begin{cases} = 0, \text{dacă } \max(C_0=1, C-C_0) < c, \text{ adică dacă} \\ \text{deplasarea sistemului de capete are loc în} \\ \text{afara zonei de lucru, cuprinse între pistele} \\ \text{0-200} \\ = \frac{2}{c}, \text{ deci } \min.(C_0=1, C-C_0) < c, \text{ adică dacă sis-} \\ \text{temul de capete se deplasează între pistele} \\ \text{0-200} \\ = \frac{1}{C}, \text{ dacă deplasarea sistemului de capete se} \\ \text{face în dreptul unei piste oarecare,} \end{cases}$$

și dacă valoarea estimată a numărului de piste care trebuie parcurse pentru satisfacerea unei cereri de poziționare este :

$$E[k_s] = \frac{1}{C} \sum_{C_f=1}^c \sum_{C_0=1}^c c \text{ Prob} \left[\Delta C = \frac{c}{C_0} \right] \quad (30)$$

atunci se poate obține tabelul de mai jos :

nr. piste C	$E[k_s]$
2	0,500
4	1,250
8	2,625
16	3,900
32	5,175
64	6,450
128	7,725
256	9,000
512	10,275
1024	11,550
2048	12,825
4096	14,100
8192	15,375
16384	16,650
32768	17,925
65536	19,200
131072	20,475
262144	21,750
524288	23,025
1048576	24,300
2097152	25,575
4194304	26,850
8388608	28,125
16777216	29,400
33554432	30,675
67108864	31,950
134217728	33,225
268435456	34,500
536870912	35,775
1073741824	37,050
2147483648	38,325
4294967296	39,600
8589934592	40,875
17179869184	42,150
34359738368	43,425
68719476736	44,700
137438953472	45,975
274877906944	47,250
549755813888	48,525
1099511627776	49,800
2199023255552	51,075
4398046511104	52,350
8796093022208	53,625
17592186044416	54,900
35184372088832	56,175
70368744177664	57,450
140737488355328	58,725
281474976710656	60,000
562949953421312	61,275
1125899906842624	62,550
2251799813685248	63,825
4503599627370496	65,100
9007199254740992	66,375
18014398509481984	67,650
36028797018963968	68,925
72057594037927936	70,200
144115188075855872	71,475
288230376151711744	72,750
576460752303423488	74,025
1152921504606846976	75,300
2305843009213693952	76,575
4611686018427387904	77,850
9223372036854775808	79,125
18446744073709551616	80,400
36893488147419103232	81,675
73786976294838206464	82,950
147573952589676412928	84,225
295147905179352825856	85,500
590295810358705651712	86,775
1180591620717411303424	88,050
2361183241434822606848	89,325
4722366482869645213696	90,600
9444732965739290427392	91,875
18889465931478580854784	93,150
37778931862957161709568	94,425
75557863725914323419136	95,700
151115727451828646838272	96,975
302231454903657293676544	98,250
604462909807314587353088	99,525
1208925819614629174706176	100,800

Din examinarea acestui tabel rezultă faptul că pentru satisfacerea unei cereri de poziționare, valoarea estimată a numărului de piste care urmează a fi parcurse reprezintă aproximativ 1/3 din numărul total de piste dispuse pe suprafața discului [30,32].

Această afirmație este dovedită și prin următoarea presupunere. Dacă se consideră că p_k este probabilitatea ca pentru satisfacerea unei cereri de poziționare din coadă să se parcurgă k

Cilindrii și dacă se presupune că această deplasare poate să înceapă din dreptul oricărui din cei C cilindrii și se poate încheia în dreptul oricărui alt cilindru de pe suprafața discului, rezultă faptul că există c^2 probabilități de deplasare a sistemului de capete.

În aceste condiții $p_0 = \frac{c}{c}$ reprezintă probabilitatea ca deplasarea sistemului de capete să înceapă din dreptul cilindrului C, iar $p_k = \frac{2(c-k)}{c^2}$ (unde $k=1, 2, \dots, c-1$) este probabilitatea ca sistemul de capete să se deplaseze între cilindrii c și k. Atunci rezultă faptul că pentru satisfacerea unei cereri de poziționare aflate în coada de așteptare este necesară parcurgerea unui număr mediu de cilindrii dat de relația (31) :

$$\begin{aligned} \sum_{k=1}^c k p_k &= \frac{2c}{c^2} \sum k - \frac{2}{c^2} \sum k^2 = \frac{c+1}{6c^2} (2c^2 - 2c) = \\ &= \frac{(c+1)(c-1)}{2c} \approx \frac{c}{2} \end{aligned} \quad (31)$$

În condițiile în care în timpul deplasării sistemului de capete se mai pot recepționa încă noi cereri de poziționare pentru cilindrii aflați în sensul direcției de deplasare sau în urma cilindrilor rămași a fi parcurși se poate spune că, lungimea cozii de cereri de poziționare este [35]:

$$L' = L + NR,$$

unde L, reprezintă lungimea medie a cozii de cereri care trebuie satisfăcute în cursul deplasării într-un anumit sens a suprafeței discului, iar NR reprezintă numărul total de noi cereri de poziționare care sînt recepționate în coadă în intervalul de timp cît are loc parcurgerea într-un sens a întregii suprafețe a discului.

În conformitate cu presupunerea că distribuția cererilor de poziționare este uni-ormă pe toată suprafața discului și dacă deplasarea capetelor se face dinspre cilindrul C către cilindrul c-1, atunci numărul estimat de cilindrii rămași a fi parcurși între poziția instantanee a capetelor și cilindrul c-1, după ce au fost deja rezolvate i cereri de poziționare din coadă este dat de relația [38]:

$$DR_i = DR_{i-1} - \frac{DR_{i-1}}{NR_{i-1} + 1} \quad (32)$$

iar numărul estimativ al cererii care solicită poziționarea pe cilindrii aflați în dreapta poziției instantanee a capetelor pînă în dreptul cilindrului c-1 dat de relația :

$$NR_i = NR_{i-1} - 1 + q \frac{DR_i}{DR_0} \quad (33)$$

unde $DR_0 = c-1$ iar q reprezintă frecvența cu care se satisface a se recepționa noi cereri în coadă pe timpul cit are loc poziționarea pe cilindrul i .

Considerind distribuția uniformă a cererilor de poziționare pe întreaga suprafață a discului, se poate aplica principiul recurenței.

$$NR_i = NR_0 - 1 + q \sum_{k=0}^{i-1} \frac{k}{\pi} \frac{NR_j}{NR_{j+1}} \quad (34)$$

Intrucit $NR_0 = L$ iar $NR_i = 0,5$ rezultă faptul că :

$$L = L - 0,5 + q \sum_{k=0}^{i-1} \frac{k}{\pi} \frac{NR_j}{NR_{j+1}} \quad (35)$$

Se poate deci constata că numărul de cereri de poziționare este funcție de lungimea atribuită poziției de cereri în așteptare precum și de frecvența cu care sosesc în coadă noi cereri de poziționare și că el nu depinde de numărul de cilindri discului de suprafața discului.

Dacă se consideră că pentru col C cilindrii de pe suprafața discului există n cereri în coada de așteptare, rezultă faptul că pe suprafața discului pot fi identificate $\frac{c}{n+1}$ porțiuni care pot fi parcurse de sistemul de capete.

Deci timpul mediu estimat pentru o operație de poziționare este dat de relația :

$$E[T_{sk}] = T_{skmin.} + \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{n+1} \quad (36)$$

Probabilitatea ca sistemul de capete să se apropie de noua poziție este egală cu probabilitatea ca sistemul de capete să se depărteze de poziția solicitată de cererea din coadă.

În aceste condiții distanța estimată a fi parcursă de sistemul de capete până în dreptul poziției corespunzătoare satisfacerii unei cereri din coadă la un moment dat este :

$$\frac{1}{2} \times \frac{c}{n} + \frac{1}{2} \times 3 \times \frac{c}{n} = \frac{2}{3} c \quad (37)$$

Se poate spune atunci că timpul mediu estimat cit trebuie așteptat pentru rezolvarea unei cereri de poziționare din coadă este dat de relația [31]:

$$E[T_w] = \frac{2}{3} n [T_{skmin} + \frac{T_{skmax} - T_{skmin} \cdot n}{n+1}] \quad (38)$$

Din examinarea relațiilor $E[T_{sk}]$ și $E[T_w]$ se poate concluziona că aplicarea metodei SCAN nu permite o discriminare între cererile de poziționare din partea diferitelor programe utilizator. De asemenea rezultă faptul că aplicarea metodei SCAN permite o reducere a timpului de satisfacere a unei cereri de poziționare atunci când crește frecvența cu care se recepționează noile cereri de poziționare [31,32].

5.2.4. Metoda NSCAN

Această metodă reprezintă o variantă de implementare a metodei SCAN. Aplicarea metodei NSCAN prevede ca și metoda precedentă deplasarea sistemului de capete de-a lungul întregii suprafețe a discului în fiecare direcție, dar prevede ca cererile de poziționare recepționate pe timpul deplasării sistemului de capete într-o anumită direcție să fie ordonate liniar într-o astfel de ordine încât la modificarea direcției deplasării capetelor, ele să poată fi luate în considerare optima adică în sensul cilindrilor care urmează a fi parcurși [28].

În aplicarea acestei metode se au în vedere următoarele :

- a. Recepționarea noilor cereri în coadă se face după o distribuție exponențială;
- b. Timpul de poziționare variază linear cu distanța de parcurs;
- c. Timpul de poziționare este același indiferent dacă după poziționarea capetelor urmează citirea sau scrierea unui sector de informații;
- d. Cererile de poziționare sînt distribuite în mod uniform pe întreaga suprafață a discului;
- e. Pe durata deplasării capetelor pot fi recepționate oricît de multe cereri noi de poziționare.

În condițiile în care distribuția celor L cereri aflate în coada de așteptare este uniformă pe întreaga suprafață a discului, probabilitatea ca pentru cilindrul k să nu se afle nici o cerere de poziționare este :

$$P_k = (1 - \frac{1}{e})^L \quad (39)$$

Se poate spune deci că numărul de cilindri pentru care nu se identifică în coadă nici o cerere de poziționare este :

$$n_e = CP_k \quad (40)$$

./.

In aceste condiții numărul de cilindri pentru care există în coadă cereri de poziționare în așteptare este dat de relația:

$$C_1 = C - C_0 = \lfloor 1 - \left(\frac{C-1}{C}\right)^L \rfloor \quad (41)$$

Intrucit timpul de poziționare variază linear cu distanța și avind în vedere faptul că pentru satisfacerea unei cereri de poziționare se estimează că ar fi necesar parcurgerea a unei treimi din numărul de cilindri de pe suprafața discului (date fiind probabilitatea ca sistemul de capete să se afle inițial în dreptul oricărui din cei C cilindri și dată fiind distribuția cererilor de poziționare în mod uniform pe întreaga suprafață a discului) se poate spune că :

$$T_{sk} = \begin{cases} T_{skmin.} + \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1} & \text{pentru } C_1 > 3 \\ T_{skmin.} + \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{3} & \text{pentru } C_1 < 3 \end{cases} \quad (42)$$

Dacă se are în vedere faptul că pentru satisfacerea unei cereri de poziționare din coadă mai este necesar să se aștepte și transferul sectorului dorit de pe piste (cilindrul) în dreptul căreia s-au poziționat capetele, atunci pe ansamblu, timpul necesar satisfacerii unei cereri de poziționare este dat de relația :

$$T_0 = P\left(T_{sk} + \frac{T}{2} + \frac{T}{m}\right) + (1-P)\frac{T}{m} \left[\frac{(mt-2)(m+1)}{2(mt-1)} + 1 \right] \quad (43)$$

unde P, reprezintă probabilitatea de a se satisface comanda de poziționare pentru cererea aflată în coadă; T, reprezintă timpul de relație al discului; m, reprezintă numărul de sectoare de pe o pistă; t, reprezintă numărul de piste din cadrul unui cilindru.

Intrucit $P = \frac{C_1}{L}$, iar $a = \frac{T}{m} \left[\frac{(mt-2)(m+1)}{2(mt-1)} + 1 \right]$

rezultă:

$$T_0 = \frac{C_1}{L} \left(T_{skmin.} + \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1} + \frac{T}{2} + \frac{T}{m} \right) + \left(1 - \frac{C_1}{L} \right) a \quad (44)$$

Dacă timpul necesar deplasării capetelor peste întreaga suprafață a discului este T_{sw} , numărul mediu de cereri de poziționare în timpul deplasării în o anumă direcție pe întreaga suprafață a discului este $L = T_{sw}$, unde reprezintă frecvența de recepționare a noilor cereri de poziționare [34]

./.

Intrucit $T_{sw} = LT_s$, rezultă faptul că :

$$L = \lambda LT_s \quad (45)$$

In aceste condiții se ajunge la relația :

$$L = \frac{\lambda C_1 (T_{skmin.} + \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1} + \frac{T}{2} + \frac{T}{M} - a)}{1 - \lambda a} \quad (46)$$

In condițiile unei frecvențe reduse de recepționare a noilor cereri de poziționare, deci când $L \ll C$ iar $C_1 \ll L$, se poate spune că atunci când există o probabilitate să se efectueze câte o poziționare corespunzătoare cite unei cereri din coadă, atunci [28]:

$$L \approx \lambda \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{1 - (T_{skmin.} + \frac{T}{2} + \frac{T}{M})} \quad (47)$$

Din examinarea relațiilor de mai sus rezultă că aplicarea metodei NSCAN prezintă avantajul unei micșorări a gradului de discriminare între cererile de poziționare a diverșilor utilizatori individuali. De asemenea permite alegerea unei lungimi pentru cozile în așteptare dependentă atât de caracteristicile funcționale ale unității de discuri cit și de frecvența de recepționare a noilor cereri de poziționare. De asemenea se poate constata faptul că la valori ridicate ale frecvenței de recepționare a noilor cereri de poziționare se poate ajunge la situații în care să nu mai fie timp pentru ordonarea cererilor în coadă. Din acest motiv aplicarea acestei variante a metodei SCAN este recomandabilă pentru frecvențe medii de recepționare a cererilor de poziționare [32,33].

5.2.5. Metoda CSCAN

Această metodă reprezintă o altă variantă a metodei SCAN. Aplicarea acestei metode prevede deplasarea sistemului de capete întotdeauna dinspre cilindrul 0 către cilindrul 200. In cazul în care nu mai există cereri de poziționare pentru cilindrii în direcția de deplasare a sistemului de capete, sistemul de capete revine pe pista 0 și se începe satisfacerea cererilor de poziționare începând cu cilindrii cei mai apropiați de cilindrul 0 [29,32].

Având în vedere presupunerea că cererile de poziționare sînt distribuite în mod uniform pe întreaga suprafață a discului și dat fiind faptul că sistemul de capete se deplasează unidirecțional se poate presupune că densitatea cererilor de poziționare pe cilindrii aflați în sensul de deplasare a capetelor este uniformă.

Se poate spune că timpul mediu estimat $E(T_p)$ pentru satisfacerea unei cereri de poziționare se poate calcula din aceeași relație ca în cazul metodei MSCAN, cu observația că numărul de cilindri pentru care există cereri de poziționare în așteptare este :

$$C_1 = C \left[1 - \left(\frac{C-1}{C} \right) L' \right],$$

iar probabilitatea de a se satisface o cerere de poziționare este $P = \frac{C_1}{L'}$, unde L' reprezintă lungimea cozii de cereri de poziționare.

Rezultă că :

$$E[T_p] = \frac{C_1}{L'} \left(T_{skmin.} + \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1} + \frac{T}{2} + \frac{T}{2} \right) + \left(1 - \frac{C_1}{L'} \right) a \quad (48)$$

În cazul metodei CSCAN, timpul necesar unui ciclu de deplasare a sistemului de capete este de fapt timpul mediu estimat pentru rezolvarea celor L' cereri de poziționare aflate în coada de așteptare, care este suma intervalului de timp necesar parcurgerii celor $C-1$ cilindri și intervalului de timp necesar reîntoarcerii sistemului de capete în dreptul cilindrului 0 (acest interval de timp putînd fi cîteodată egal cu $T_{skmax.}$).

Se poate spune deci că timpul necesar satisfacerii cererilor de poziționare în sensul deplasării capetelor în spre cilindrul 200 este :

$$E[T_{sc}] = L' E[T_p] - \left(T_{skmin.} + \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1} + \left(T_{skmax.} - \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1} \right) \right) \quad (49)$$

Dacă se consideră că numărul de cereri recepționate de parcursul deplasării sistemului de capete este egal cu numărul L' de cereri de poziționare din coada care au fost satisfăcute atunci rezultă că :

$$L' = \sqrt{C_1 \left(T_{skmin.} + \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1} + \frac{T}{2} + \frac{T}{2} \right) + L' \left(1 - \frac{C_1}{L'} \right) a} - \sqrt{T_{skmin.} + \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1}} + \sqrt{T_{skmax.} - \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1}} \quad (50)$$

Rezultă în final relația:

./.

$$L' = \frac{\lambda C_1}{1 - \lambda a} (T_{skmin.} + \frac{T}{2} + \frac{T}{2} - a) + \frac{2 (T_{skmax.} - T_{skmin.})}{1 - \lambda a} - \frac{2\lambda (T_{skmax.} - T_{skmin.})}{(1 - \lambda a) C_1} \quad (51)$$

Dacă se are în vedere faptul că noile cereri de poziționare sînt distribuite în mod uniform pe întreaga suprafață a discului precum și faptul că pentru satisfacerea unei cereri din coadă se parcurge probabil o treime din numărul de cilindri se poate spune că probabilitatea ca noua cerere să solicite poziționarea pe un cilindru situat în stînga poziției instantanee a capetelor este egală cu probabilitatea ca noua cerere de poziționare să se refere la un cilindru situat la dreapta poziției instantanee a capetelor.

Dacă timpul mediu cît se așteaptă pentru satisfacerea unei cereri din coada de așteptare este :

$$E[T_w] = P_1 \cdot T_{sc}^{(1)} + P_2 \cdot T_{sc}^{(2)} \quad (52)$$

unde $T_{sc}^{(1)}$, $T_{sc}^{(2)}$ reprezintă timpii necesari parcurgerii în stînga sau în dreapta, pînă la noua poziție solicitată de cererea din coada de așteptare:

$$\begin{aligned} E[T_w] &= \frac{1}{2} \left[\frac{2}{3} L' E[T_s] - (T_{skmin.} + \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1}) + \right. \\ &\quad \left. + (T_{skmax.} - \frac{T_{skmax.} - T_{skmin.}}{C_1}) \right] + \frac{1}{2} \left[\frac{1}{3} L' E[T_s] \right] = \\ &= \frac{1}{2} (L' E[T_s]) - \frac{2(T_{skmax.} - T_{skmin.})}{C_1} + (T_{skmax.} - T_{skmin.}) = \\ &= \frac{T_{sc}}{2} \end{aligned} \quad (53)$$

unde T_{sc} reprezintă timpul de deplasare a sistemului de capete înspre cilindrul 200, pe distanța numărului de cilindri solicitați de cererile de poziționare din coadă.

Avînd în vedere faptul că lungimea cozii de cereri de poziționare este dat de relația :

$$L = \lambda E[T_w] = \frac{1}{2} \lambda T_{sc} = \frac{L'}{2} \quad (54)$$

rezultă faptul că aplicarea metodei CSCAN permite ca pe timpul deplasării sistemului de capete între cilindrii 0 și 200 să fie satisfăcute un număr de cereri de poziționare de 2 ori mai mare decît numărul de cereri aflate în coadă la începutul deplasării.

Se realizează în acest fel reducerea timpilor de satisfacere a

cererilor de poziționare în comparație cu alte metode ca de exemplu MSCAA [32,39].

5.2.6. Metoda Eschenbach

Aplicarea acestei metode prevede deplasarea sistemului de capete în același mod ca și în cazul metodei CSCAA. Spre deosebire de această metodă, metoda Eschenbach prevede ordonarea cererilor din coada de așteptare într-o ordine crescătoare numărului sectoarelor din cadrul fiecărui cilindru. Dacă se consideră că pentru fiecare cilindru sunt permise E rotații și ținând cont de faptul că numărul total de sectoare de pe o disc este n , rezultă că pe timpul unei astfel de rotații sunt satisfăcute cererile corespunzătoare transferării a E/n sectoare.

Toate cererile care se referă la un același cilindru sunt ordonate în așa fel încât să fie rezolvate cererile de poziționare pentru sectoarele cele mai apropiate de poziția capetelor pe cilindru. Dacă există două cereri care se referă la același sector de pe disc din cadrul unui aceluiași cilindru, va fi satisfăcută doar una din cereri.

Pentru a putea fi posibilă rezolvarea cererilor de poziționare pe sectoare aflate pe toate discurile unui cilindru sistemul de capete trebuie să rămână în poziția deasupra cilindrului respectiv pe durata a E rotații.

În această situație aplicarea metodei Eschenbach este eficientă doar în cazul unei frecvențe ridicate de recepționare a cererilor de poziționare pe cele n sectoare de pe fiecare cilindru. În caz contrar se ajunge la situația ca sistemul de capete să rămână poziționat pe fiecare cilindru un număr de E rotații corespunzând celor E discuri ale cilindrului, indiferent dacă numărul de sectoare solicitate de cererile din coadă sunt poziționate pe fiecare disc sau nu. Aplicarea acestei metode oferă avantajul posibilității transferării cite unei discuri întregi a cererilor din coadă [36].

5.2.7. Analiza comparativă a performanțelor metodelor de reducere a timpului de poziționare

Pentru analiza comparativă a performanțelor diferitelor metode folosite până în prezent pentru reducerea timpului de poziționare se au în vedere parametrii ca timpul mediu de

satisfacere a unei cereri de poziționare $E(T_{sk})$, timpul de așteptare în coadă a unei cereri de poziționare $E(T_w)$, variația timpului de satisfacere a unei cereri de poziționare, funcție de o serie de condiții extreme ca de exemplu frecvența de recepționare a cererilor în coadă sau chiar lungimea cozii de cereri de poziționare în așteptare.

Toate aceste metode mai pot fi analizate comparativ din punctul de vedere al așa-numitului factor de utilizare U , definit ca porțiunea de timp cit are loc în realitate un transfer a unui sector, pentru care a existat cererea de poziționare în coadă [31].

$$U = \frac{t}{E(T_{sk}) + t} \quad (55)$$

unde t , reprezintă timpul scurs între 2 poziționări succesive iar $E(T_{sk})$ reprezintă timpul mediu estimat pentru satisfacerea unei cereri de poziționare.

Dacă se are în vedere timpul mediu de satisfacere a cererilor de poziționare, se poate spune că numărul de programe efectuate în unitatea de timp, Q , variază invers proporțional cu $E(T_{sk})$.

Pentru a fi posibilă o analiză comparativă a performanțelor diferitelor metode de reducere a timpului de poziționare, considerăm că după fiecare poziționare se va transfera un sector de informații format din 1 Koct.

Tabelul de mai jos reprezintă valorile obținute pentru parametrii $E(T_{sk})$, U , Q , considerându-se cazul existenței a $n=10$ cereri în coada de așteptare, numărul de cilindri solicitați de cererile de poziționare din coadă, $C=30$, $t=6,6$ ms, $T_{skmin.}=15$ ms și $T_{skmax.}=60$ ms.

Metoda	$E(T_{sk})$	$E(T_w)$	U	Q/sec
PVPS	29,1	39,9	18,5	3,5
TMA	29,1	-	2,7	4
SCAN	19,1	19,3	2,6	5

Din examinarea acestui tabel rezultă evident avantajul folosirii metodei SCAN. Am putea fi tentați să utilizăm metoda TMA datorită factorului de utilizare relativ ridicat și în special datorită faptului că nu se așteaptă pentru rezolvarea unei cereri de poziționare [39, 40, 31].

Trebuie însă avut în vedere faptul că odată cu creșterea frecvenței de recepționare a cererilor de poziționare, în cazul aplicării metodei TWA, se ajunge la situații în care cererile care nu se referă la poziționări în imediata vecinătate a sistemului de capete să nu mai fie satisfăcute niciodată.

Având în vedere faptul că distribuția timpului de satisfacere a unei cereri de poziționare e te de formă triunghiulară, dat fiind faptul că sistemul de capete poate fi poziționat cu aceeași probabilitate în stînga sau dreapta poziției instantanee sistemului de capete, se poate face un calcul aproximativ al variației timpului de satisfacere a unei cereri de poziționare (σ_w^2).

Astfel în cazul aplicării metodei NSCAN:

$$\begin{aligned} \sigma_w^2 &= \int_0^{T_{sc}} x^2 \left(\frac{x}{T_{sc}} \right) dx + \int_{T_{sc}}^{2T_{sc}} x^2 \left(\frac{2T_{sc}-x}{T_{sc}} \right) dx - (T_{sc})^2 = \\ &= \frac{T_{sc}^2}{6} \end{aligned} \quad (56)$$

unde T_{sc} reprezintă timpul de deplasare a sistemului de capete de-a lungul suprafeței discului.

În cazul aplicării metodei CSCAN:

$\sigma_w^2 = \frac{T_{sc}^2}{3}$, datorită faptului că în cazul acestei metode spre deosebire de metoda NSCAN deplasarea capetelor se face unidirecțional de-a lungul suprafeței discului.

Din examinarea fig. 21-25 obținute prin măsurători experimentale, putem trage următoarele concluzii [26,28,35]:

a. Metoda PVPS se aplică în mod eficient numai în cazul unor frecvențe scăzute de recepționare a cererilor de poziționare. În acest caz se obțin valori convenabile atât pentru $E[T_{sk}]$ cât și pentru $E[T_w]$ și σ_w^2 . Odată cu creșterea frecvenței de recepționare a cererilor de poziționare valoarea lui $E[T_{sk}]$ rămîne neodificată dar în schimb va crește valoarea timpului cât se așteaptă satisfacerea diferitelor cereri de poziționare din coadă, ceea ce face ca aplicarea metodei PVPS să nu mai fie convenabilă din punct de vedere al utilizatorilor individuali. În plus aplicarea metodei PVPS nu este convenabilă dacă se acceptă noțiunea de coadă de așteptare cu lungimea variabilă.

b. Metodele TWA și SCAN pot să fie convenabile întrucît la frecvențe medii de recepționare a cererilor de poziționare și pentru cozi mai lungi de cereri în așteptare se obțin timpi scăzuți de poziționare și deci un factor de utilizare ridicat

și un număr relativ mare de programe ce pot fi executate în unitate de timp. În aceste condiții aplicarea celor 2 metode este recomandabilă atât pentru utilizatorii individuali cât și pe ansamblul sistemului de operare.

c. Cu cât scade frecvența de recepționare a cererilor de poziționare și respectiv cu cât se adoptă o coadă de așteptare de lungime mică, aplicarea metodei TMS apare a fi mai convenabilă decât aplicarea metodei SCAN. Această situație apare datorită faptului că cererile din coadă vor trebui să aștepte ca sistemul de capete să termine deplasarea într-o anumită direcție pînă să fie satisfăcute și cereri de poziționare pentru cilindri aflați în spatele poziției instantanee a sistemului de capete.

d. Cu cât crește frecvența de recepționare a cererilor de poziționare, aplicarea metodei TMS nu mai este convenabilă, întrucît se va ajunge la situații în care cererile de poziționare pe anumii cilindri, în special cei din zonele extremitățile suprafeței discului nu vor mai putea fi niciodată satisfăcute.

e. Pe măsura creșterii frecvenței de recepționare a cererilor de poziționare se recomandă aplicarea metodelor NSCAN și CSCAN, dată fiind gruparea cererilor pe porțiuni de pe suprafața discului precum și ordonarea acestora pe timpul deplasării capetelor într-unul din sensuri. În plus, metoda Eschenbach mai oferă suplimentar avantajul ordonării acestor cereri de poziționare funcție de înșiruirea sectoarelor de-a lungul pistelor din cadrul fiecărui cilindru.

Din examinarea relațiilor rezultă însă faptul că metoda CSCAN oferă avantajul dublării vitezei de satisfacere a cererilor de poziționare față de metoda NSCAN. Cu cât frecvența de recepționare a cererilor de poziționare crește aplicarea metodei Eschenbach conduce la discriminare între cererile de poziționare întrucît nu vor putea fi satisfăcute cereri de poziționare pentru aceleași sectoare de pe piste diferite ale aceluiași cilindru.

Din examinarea fig. nr. 21-25 rezultă că pentru frecvențe de recepționare a cererilor de poziționare de aproximativ 28-33 cereri/sec. și recomandă utilizarea metodei SCAN, urmînd ca pentru 33 cereri/sec. să fie convenabilă aplicarea metodei CSCAN care față de metoda NSCAN permite ca în decursul unui ciclu de deplasare să satisfacă un număr de 2 ori mai mare de cereri aflate în coada de așteptare.

✓.

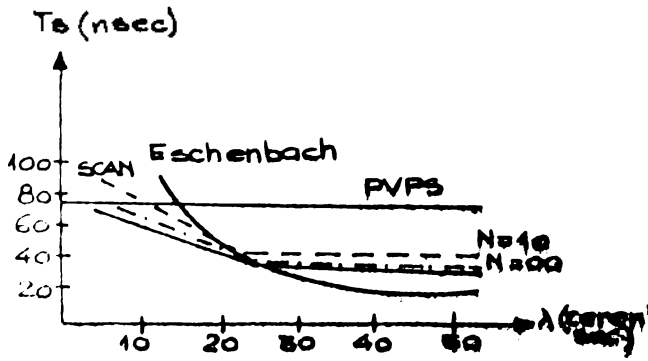


Fig. 21. Variatia timpului de satisfacere a cererii T_s , functie de frecv. de receptionare a cererilor de transfer λ .

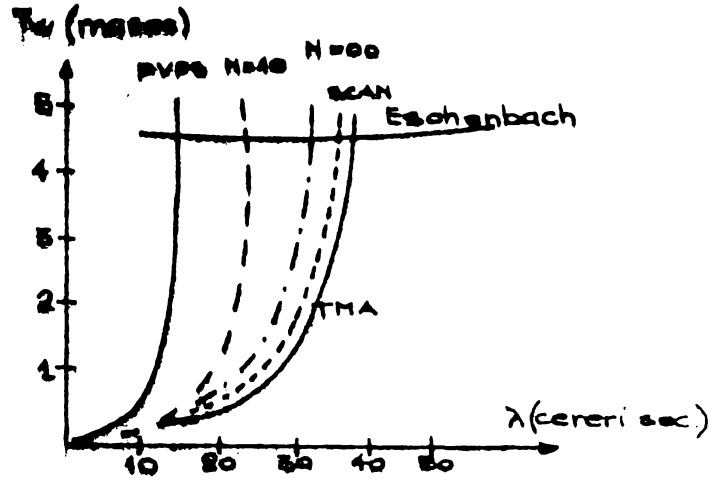


Fig. 22. Variatia timpului de asteptare a unei cereri in coada T_w , functie de frecventa de receptionare a cererilor λ .

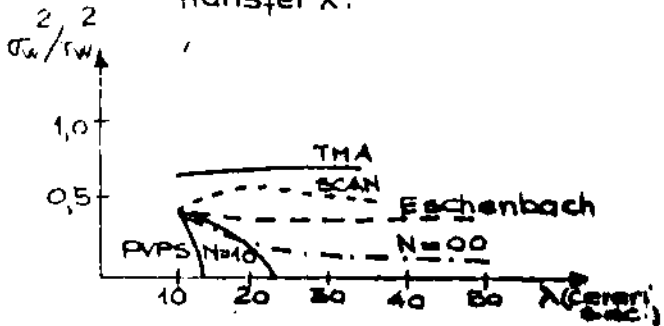


Fig. 23. Variatia coeficientului T_w^2/T_w^2 functie de frecventa de receptionare a cererilor de transfer λ .

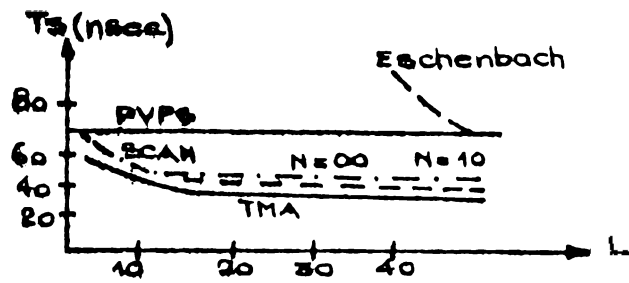


Fig. 24. Variatia timpului de satisfacere a cererii T_s , functie de lungimea medie a cozii de cereri in asteptare L .

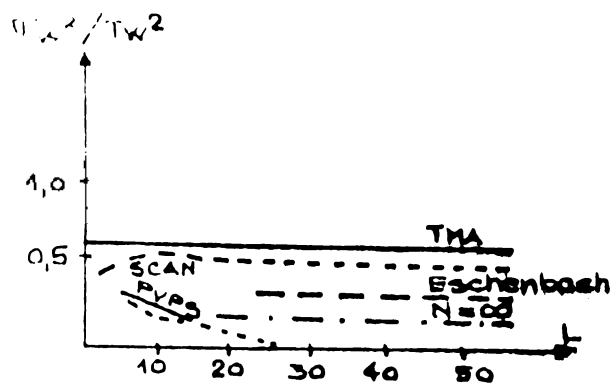


Fig. 25. Variatia factorului σ_w^2/T_w^2 functie de lungimea medie a cozii de cereri in asteptare L .

Principala concluzie care rezultă din analiza comparativă a metodelor de reducere a timpului de poziționare este aceea că nu poate fi aleasă o anumită metodă ci este necesară o folosire combinată a acestor metode funcție de frecvența de recepționare a cererilor de poziționare. De asemenea nici una din metodele prezentate nu ține cont de condițiile reale de exploatare a memoriei externe pe disc magnetic (existența mai multor unități de discuri, lucrul în regim de multiprograme, tehnicile de organizare a fișierelor) și de performanțele unității de discuri.

5.3. Prezentarea metodelor de reducere a timpului de sincronizare. d

În momentul în care sistemul de capete s-a poziționat în dreptul pistei pe care se află sectorul de informații care trebuie transferat, este necesar să se aștepte ca discul să se rotească dină cînd primul octet din cadrul respectivului sector ajunge în dreptul blocului de capete de scriere/citire.

Identificarea sectorului de transferat se face prin citirea și verificarea unor octeți cu o anumită configurație, reprezentînd preambulul și adresa sectorului. Acest interval de timp denumit timp de sincronizare este cu atât mai mare cu cît crește frecvența erorilor de citire a preambulului și adresei sectorului.

Pentru reducerea timpului de sincronizare au fost adoptate o serie de măsuri constructive la nivelul unității de discuri cum ar fi : folosirea unei variante modificate a metodei de înregistrare prin modulație în frecvență, realizarea unei broșe de fixare a pachetului de discuri cu un coeficient de bătaie redus; asigurarea unui gradient de temperatură redus și constant de-a lungul conului pachetului de discuri.

În timpul operației de sincronizare, unitatea de legătură participă mult mai intens, fiind adoptate numeroase măsuri constructive și la nivelul unității de legătură cum ar fi folosirea unui oscilator cu frecvența comandată de impulsurile serve preînregistrate și a unui oscilator cu frecvență variabilă funcție de momentul sosirii impulsurilor de citire. Această soluție permite realizarea unei ferestre de detecție a impulsurilor de date reprezentînd preambulul și adresa sectorului, independența de variațiile de turație ale pachetului de discuri.

Pentru reducerea timpului de sincronizare în literatura de specialitate se cunosc câteva metode.

5.3.1. Metoda DPU (metoda detectării poziției unghiulare)

Aplicarea acestei metode prevede ca pe perioada de timp cit are loc identificarea începutului sectorului ce trebuie transferat canalului de I/E la care se conectează memoria externă pe disc magnetic să se mențină neocupat. Ocuparea canalului de I/E va fi efectivă numai pe perioada cit are loc transferul propriuzis al informațiilor din cadrul sectorului. În caz contrar ocuparea canalului de I/E s-ar produce imediat după încheierea operației de poziționare în dreptul pistei pe care se află sectorul de transferat chiar dacă acesta nu se află încă în dreptul capetelor de scriere/citire [38].

Aplicarea acestei metode este posibilă numai în cazul în care pe întinderea unei piste se află repartizate blocuri de informații cu lungime egală cu cea a unui sector. Numărul sectoarelor diferă de la tip de unitate de discuri la altul, putând fi egal ca ex. cu 12 pentru discurile de 7 Moct., și cu 6 pentru discurile de 29 Moct.

Reducerea timpului de sincronizare pentru aplicarea metodei DPU se realizează prin faptul că transferul sectoarelor se face în ordinea lor unghiulară față de capetele de scriere/citire. Se evită în acest fel o discriminare preferențială între cererile aflate în coala de așteptare [40,44].

Metoda DPU poate fi implementată în două variante, funcție de momentul de timp față de care are loc satisfacerea cererii de transfer a sectorului.

a. prin programe, conform căreia în momentul în care sînt unitatea de discuri cit și canalul de I/E devin disponibile se va selecta cea cerere care necesită timpul de identificare cel mai scurt pentru sectorul solicitat.

b. prin intermediul unor scheme specializate cu ajutorul cărora selectarea sectorului este întârziată prin ~~cond~~ această ajunge la o anumită distanță de capul de S/C.

Date fiind posibile erori de sincronizare (citire și identificare a octeților de preambul și de adresă) precum și întârzierile introduse de circuitele combinaționale prin intermediul cărora se realizează identificarea sectorului de transferat, anare necesară devansarea validării transferului, cu 1/2 dintr-o rotație completă a discului pentru prima variantă și cu 2/128 dintr-o rotație completă pentru a 2-a variantă.

Această fereastră de identificare corespunde cu lățimea a 6 sec-
toare pentru prima variantă și respectiv lățimea a 2 sectoare pentru
a 2-a variantă.

Dacă în cazul primei variante de aplicare a metodei DPU
este posibilă identificarea sectorului cel mai apropiat de capetele
de $\frac{1}{C}$ în momentul în care se obține controlul asupra cana-
lului de I/E, în cazul celei de a 2-a variante selectarea sec-
torului este amânată până în ultimul moment făcând posibilă o
planificare eficientă a cererilor aflate în coada de așteptare
[41,46].

De asemenea, dată fiind lățimea ferestrei de detecție, în
cazul în care sectorul de transferat se află în interiorul acestei
ferestre, prin aplicarea metodei în prima sa variantă nu tre-
buie să se aștepte o relație completă.

Din examinarea fig. Nr. 26, rezultă că avantajul aplicării
metodei DPU pentru reducerea timpului de sincronizare apare odată
cu creșterea frecvenței de recepționare a cererilor în coada de
așteptare și cu creșterea vitezei de transfer.

Din examinarea fig. Nr. 27-31 se pot menționa următoarele
concluzii privind aplicarea metodei DPU:

a. Aplicarea metodei DPU în prima variantă necesită cicluri
de UC care pot înrăutăți performanțele sistemului de calcul.

b. Pentru frecvențe reduse de recepționare a cererilor
aplicarea metodei în prima variantă este mai eficientă, în timp ce
odată cu creșterea frecvenței de recepționare a cererilor în
coadă aplicarea metodei în a 2-a variantă permite o utilizare mai
eficientă a canalului de I/E și a întregului sistem de calcul.

c. Aplicarea metodei DPU în a 2-a variantă oferă avantajul
transferului unui număr mai mare de sectoare pentru un același
timp rezervat satisfacerii unei cereri din coadă.

d. Pe măsură ce crește numărul de unități de discuri din
cadru memoriei externe, aplicarea metodei DPU este mai eficientă
întrucât lungimea cozii cererilor în așteptare poate fi foarte
mare și distribuită fizicării unități de discuri.

5.3.2. Metoda TMP (timpul total minim de prelucrare)

Aplicarea acestei metode ține cont de distribuția aleatorie
a informațiilor în cadrul sectoarelor de pe diferiți cilindri și
stabilește o secvență de transfer a acestor sectoare într-o anumită
ordine astfel încât timpul afectat acestor transferuri să fie
minim. [29].

✓.

Ca și în cazul metodei DFU, aplicarea metodei TTMP prevede ca odată completată o coadă de cereri în așteptare să nu mai fie posibilă recepționarea unor noi cereri de transfer decât după ce s-a terminat prelucrarea setului inițial de cereri aflate în coada de așteptare.

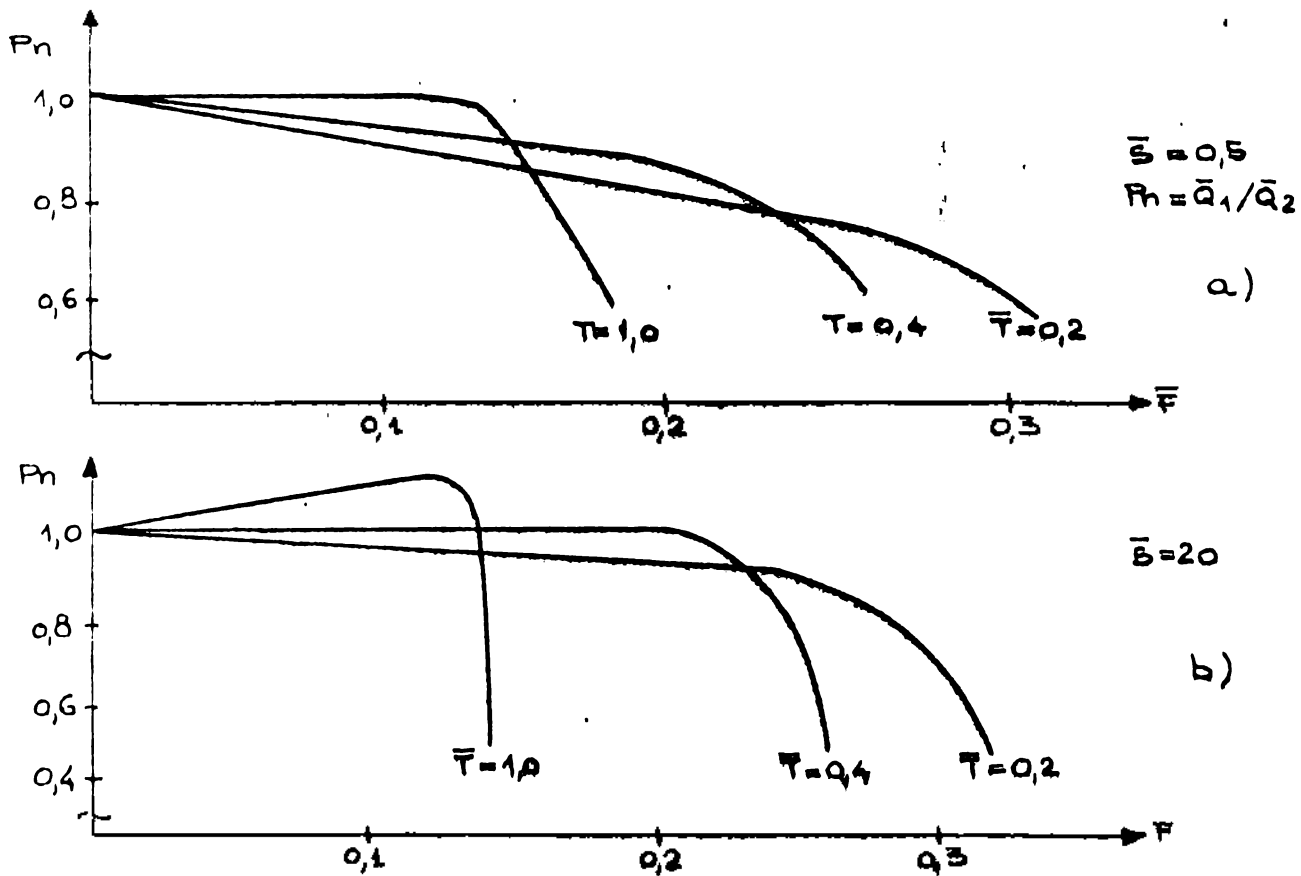
Având în vedere faptul că orice program utilizează blocuri de informații dispuse în cadrul unui grup de cilindri, rezultatele aplicării metodei TTMP sunt dependente de numărul de cilindri de pe suprafața discului [41,44,46].

Dacă presupunem o dispunere a blocurilor de informații în cadrul diferitelor piste pe suprafața discului ca cea din fig. 32 și dacă pentru transferul acestor blocuri nu s-ar aplica nici o metodă de reducere a timpului de sincronizare, ordinea în care vor fi transferate blocurile (sectoarele) va fi 5,1,3,4,2. Dacă se aplică principiile metodei TTMP, se pot obține alte înșirări de transfer și anume 4,2,5,1,3 sau 4,1,5,3,2 sau 5,1,2,4,3, fiecare corespunzând câte unei variante de aplicare a metodei (TTMP₀, TTMP₁, TTMP₂).

Oricare din cele 3 variante de aplicare a metodei TTMP realizează o micșorare a timpului de transfer a celor 5 blocuri de informații la 1,7 rotații, față de 1,8 rotații cât ar fi necesare pentru transferul celor 5 blocuri de informații fără a se aplica vre-o metodă de reducere a timpului de sincronizare.

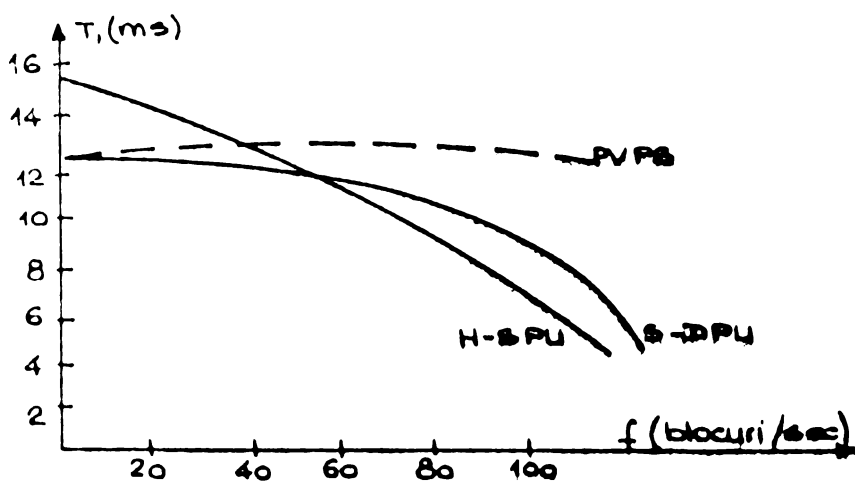
Între cele 3 variante de aplicare ale metodei TTMP există unele deosebiri. Astfel varianta TTMP₁ se deosebește de TTMP₀ prin aceea că permite identificarea blocurilor ce pot fi transferate în timpul primei rotații (blocul Nr.k de exemplu) fără însă a disturba prelucrarea celorlalte blocuri. Varianta TTMP₂ se caracterizează prin aceea că încearcă să identifice primul bloc de informații care se află în poziția cea mai apropiată față de poziția instantanee a capetelor. Dacă nu se identifică un asemenea bloc, atunci începe rezolvarea celor N-1 cereri, rămase în coadă, după ce prelucrarea primei cereri din coadă a fost amânată. Înainte de a se începe prelucrarea celor N-1 cereri, se verifică dacă pe ansamblul celor N cereri aflate în coadă ordinea de prelucrare secvențială este conformă cu cea a metodei TTMP. Dacă nu se regăsește o asemenea ordine preferențială, atunci se renunță la prelucrarea celor N-1 cereri din coadă și se continuă procedura pentru N-2 cereri și așa mai departe.

Dacă se are în vedere ca parametru timpul mediu estimat cât se așteaptă pentru rezolvarea unei cereri din coadă, $E [T_w]$,



\bar{Q}_1 - lungimea medie a cozii de cereri rezolvate prin metoda DPU;
 \bar{Q}_2 - lungimea medie a cozii de cereri rezolvate fără metoda DPU;
 \bar{T} - timpul mediu de transfer
 \bar{S} - timpul mediu de poziționare
 \bar{F} - frecvența medie de recepționare a cererilor

Fig. 26. - Diagrama de recepționare a cererilor



S-DPU : metoda DPU aplicată prin mijloace de programare
 H-DPU : metoda DPU aplicată prin intermediul unor circuite specializate

Fig 27. - Variația timpului mediu de identificare a informațiilor de transfer T , în funcție de frecvența de transfer a blocurilor de informații.

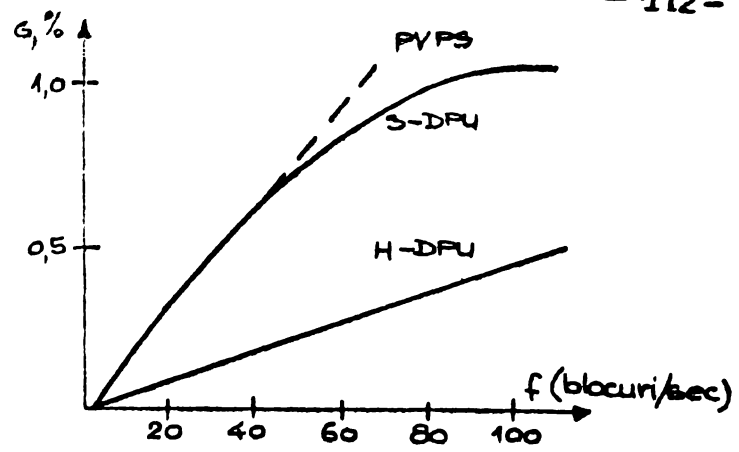


Fig. 28. Variația gradului de utilizare a canalului de I/E, G, funcție de frecvența de transfer a blocurilor de informații f.

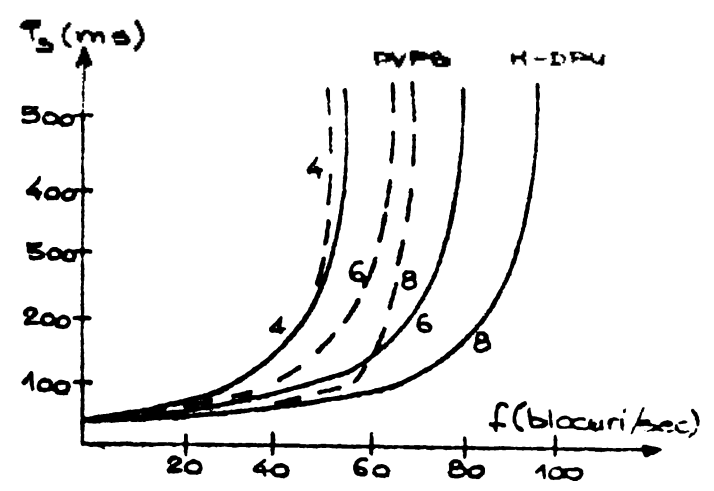


Fig. 29. Variația timpului mediu de satisfacere a cererii de transfer \bar{T}_s , funcție de frecvența f, de transfer a blocurilor și de numărul de unități de discuri a memoriei externe.

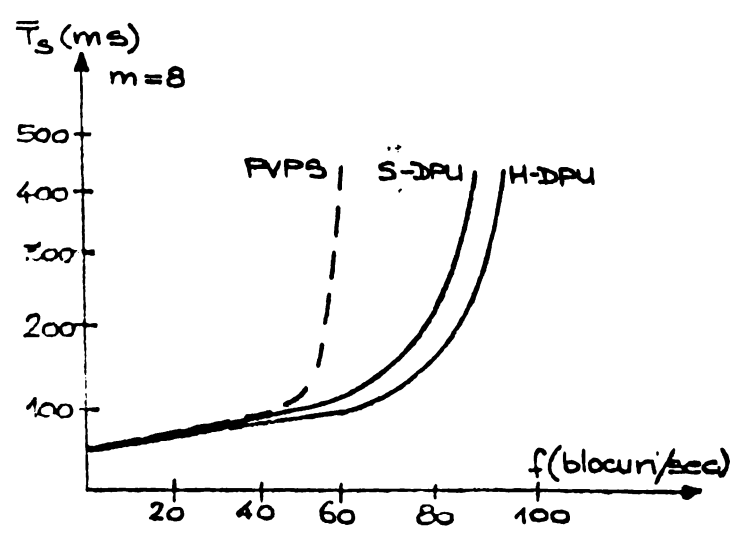


Fig. 30. Variația timpului mediu de satisfacere a cererii de transfer \bar{T}_s , funcție de frecvența f, de transfer a blocurilor pentru o memorie externă cu 8 unități de discuri.

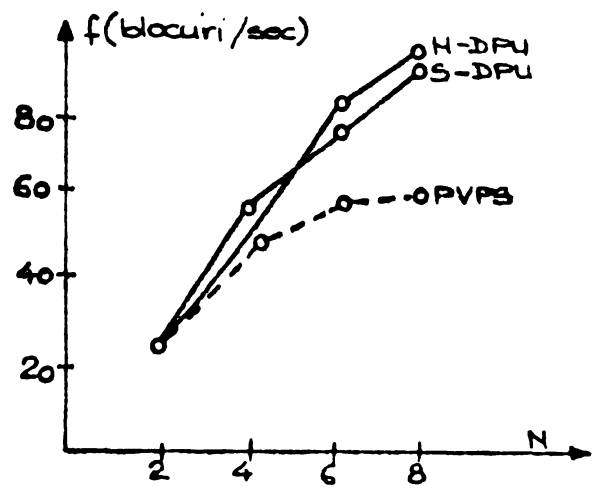


Fig. 31. Variația frecvenței f de transfer a blocurilor de informații, funcție de numărul N de unități de discuri care compun respectiva memorie externă.

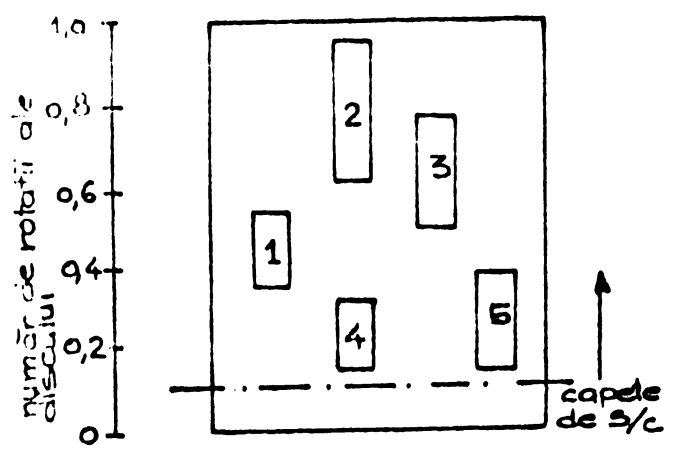
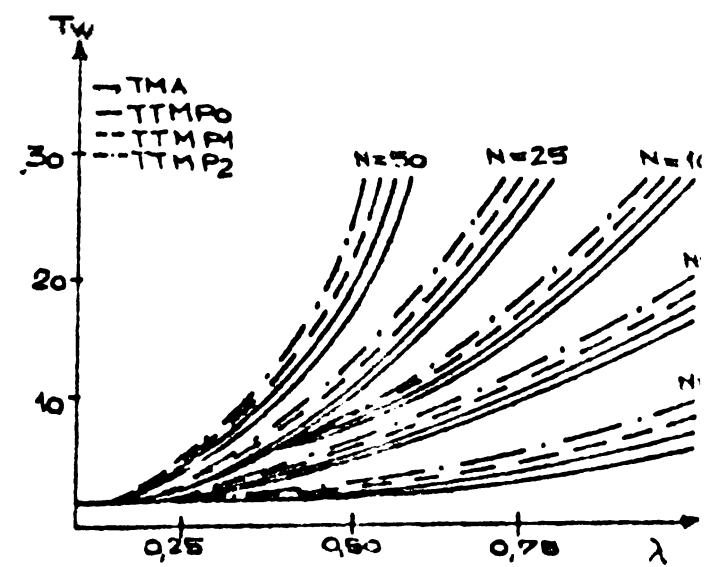


Fig. 32. Exemplu de distribuție pe piață a unor blocuri de date.



$$\lambda = \frac{\text{număr cereri recepționate}}{\text{număr de rotații ale discului}}$$

Fig. 33. Variația timpului de așteptare pentru rezolvarea cererii de acces T_w , funcție de frecvența cererilor de acces λ , și de numărul de discuri N .

atunci din examinarea rezultatelor experimentale din fig. 38 rezultă [46]:

a. Reducerea valorii lui E/T_p prin aplicarea metodei TTMP în oricare din variantele sale este cu atât mai pregnantă cu cât crește numărul de cilindri pe care sînt dispuse sectoarele de informații.

De asemenea, pe măsură ce crește numărul de cilindri pe care sînt repartizate sectoarele de informații dispar deosebiri între variantele de aplicare ale metodei TTMP.

b. Aplicarea metodei TTMP este cu atât mai avantajoasă cu cât crește frecvența de recepționare a cererilor în condiție de așteptare.

c. În cazul reducerii dimensiunii sectoarelor de informații este mai recomandabilă aplicarea metodei DPU.

CAP. 6. REDUCEREA TIMPULUI DE EXECUTAŢIE AL PROGRAMELOR PRIN APLICAREA METODEI RSCAN

6.1. Analiza condițiilor de aplicare a metodei RSCAN

Toate metodele prezentate în literatura de specialitate își propun reducerea fie a timpului de poziționare, fie a timpului de sincronizare. Aplicarea acestor metode este analizată însă în condiții de exploatare care nu întotdeauna coincid cu situațiile reale, în care programele utilizatorilor lucrează cu memoria externă pe disc magnetic.

Din acest motiv implementarea tuturor acestor metode nu conferă rezultatele dorite de utilizatorii sistemelor de calcul. Se poate spune că există o serie de factori obiectivi care nu au fost luați în considerare și care înrăutățesc performanțele aplicării metodelor prezentate în literatura de specialitate.

În cele ce urmează vor fi prezentate o serie de factori care pot influența eficiența modului de aplicare a metodelor de reducere a timpului de execuție al programelor.

a. Nivelul de multiprogramare al sistemului de calcul

Frecvența de utilizare a memoriei externe pe disc magnetic este determinată de lungimea cozilor de cereri de poziționare și transfer în așteptare a fi rezolvate. În condițiile lucrului în regim de multiprogramare, sistemul de operare fragmentează orice program în mai multe segmente de program. Fiecare din aceste segmente poate solicita memoria externă pe disc magnetic. Cu cât există în lucru mai multe programe segmentate, cu atât mai mare va fi coada cererilor care solicită poziționări și transferuri pe diferitele unități de discuri ale memoriei externe pe disc magnetic.

Pe de altă parte numărul de programe care se execută în mod simultan diferă funcție de tipul lucrărilor executate de sistemul de operare. În cazul unor sisteme de operare care lucrează în regim "batch", pot fi executate simultan între 5 și 10 programe. În schimb în cazul sistemelor care lucrează în "time-sharing" prezența unui număr mare de terminale aflate la dispoziția utilizatorilor face ca să se recepționeze în coada de așteptare sute și chiar mii de cereri de poziționare și transfer pentru memoria externă pe disc magnetic.

b. Numărul de unități de discuri conectate în cadrul memoriei externe

Toate metodele descrise în literatura de specialitate

au avut în vedere cazul doar a unei singure unități de discuri. În realitate memoria externă pe disc magnetic are în configurația sa 2 pînă la 8 unități conectate la o aceeași unitate de legătură. Prezența mai multor unități de discuri, în condițiile în care se presupune că cererile de poziționare și transfer sînt distribuite uniform pe ansamblul memoriei externe, face ca lungimea cozii de cereri în așteptare pentru o singură unitate să fie redusă.

În această situație nu se poate practic vorbi despre adoptarea unei anumite metode de reducere a timpului de poziționare la nivelul unei unități de discuri. Pe de altă parte legarea la canalul de I/E a unui număr mai mare de unități de discuri poate avea ca efect imediat saturarea canalului de I/E nevoit să asigure în scurt timp satisfacerea de cereri de poziționare și transfer pentru mai multe unități de discuri deodată. Din acest motiv o importanță deosebită o are adoptarea la nivelul memoriei externe a metodei DFU, care permițînd eliberarea canalului de I/E pe durata timpului de sincronizare pentru o anumită unitate de discuri, face posibilă satisfacerea pe această perioadă de timp a unei cereri de poziționare pentru o altă unitate de discuri.

Rezultă deci că în condițiile reale de exploatare a memoriei externe pe disc magnetic alcătuită din mai multe unități de discuri nu este posibilă adoptarea unei anumite metode de reducere a timpului de poziționare decît în conjuncție cu o anumită metodă de reducere a timpului de sincronizare.

Tratarea combinată a modalităților eficiente de reducere a timpilor de poziționare și sincronizare este însă dependentă atît de dimensiunea blocurilor de informații necesare a fi transferate cît și de numărul de unități de discuri care alcătuiesc memoria externă pe disc magnetic.

Cu cît dimensiunea blocurilor de transferat va fi mai mare și cu cît va crește numărul de unități de discuri din configurația memoriei externe, cu atît este mai probabilă producerea saturării canalului de I/E.

c. Distribuția neuniformă a cererilor de poziționare și transfer

Dacă în cazul sistemelor de calcul care lucrează în regim "batch" se poate vorbi despre o anumită uniformizare a distribuției cererilor de poziționare și transfer între diferitele

unități de discuri ale memoriei externe în schimb în cazul sistemelor care lucrează în timp real cererile de poziționare pe diferitele unități de discuri sînt distribuite în mod aleatoriu și neuniform.

Mai mult, chiar în cazul sistemelor care lucrează în "batch" apar neînțelese situații de exploatare a unităților de discuri, care reprezintă cazuri de distribuție neuniformă a cererilor de poziționare și de transfer. Dintre acestea pot fi menționate : atribuirea unei unități de discuri pentru un anumit program, atribuirea unor priorități între unitățile de discuri, gruparea unor segmente de fișiere sau de programe mai des utilizate pe un număr de cilindri din cadrul unității de discuri.

Asemenea situații de distribuție neuniformă a cererilor de poziționare în cadrul memoriei externe îngreunează efectuarea unei distincții între condițiile de aplicare a unei anumite metode pentru frecvențe medii de recepționare a cererilor sau a altei metode pentru frecvențe ridicate de recepționare a cererilor în coadă.

d. Modul de organizare al fișierelor

Pentru exploatarea fișierelor au fost concepute mai multe proceduri de acces la informațiile păstrate în fișiere și anume: acces secvențial, acces indexat, acces secvențial indexat și altele.

Toate aceste proceduri de acces la informațiile din fișiere înseamnă diferențe de tratare a cererilor de poziționare. Spre exemplu în cazul accesului secvențial indexat, pentru transferul unui bloc de informații sînt necesare 3 accese consecutive: la o tabelă de indexare generală, la cilindrul care conține blocul de informații și apoi la sectorul solicitat și identificat a fi transferat.

Rezultă deci că în cazul modului de acces secvențial indexat sînt necesare 3 operații de poziționare pe distanțe aleatorii, ceea ce reprezintă de fapt tratarea a 3 cereri de poziționare din coada de așteptare atribuită respectivei unități de discuri.

Desigur se poate reduce numărul de accese prin menținerea tabelelor de indexare a fișierelor direct în memoria internă a calculatorului. Acest lucru însă va conduce la reducerea spațiului util de lucru din cadrul memoriei interne și la creșterea efectivă a timpului de execuție al programelor.

6.2. Considerații generale privind aplicarea metodei RSCAN

Principala caracteristică a metodei originale RSCAN este aceea că ea ține cont de condițiile reale de exploatare a memoriei externe pe disc magnetic. Aceasta înseamnă faptul că pe lângă factorii menționați în paragraful precedent, metoda are în vedere diferitele utilizări ale unităților de discuri, în sensul că unele păstrează sistemul de operare iar altele sînt considerate discuri de manevră. Această diferențiere este evidențiată și de modul în care se recepționează cererile de poziționare pentru cele 2 tipuri de unități de discuri.

Mai mult, noua metodă ține cont de faptul că dimensiunea sectoarelor, precum și structura logică a lor (raportul dintre numărul de octeți de adresă și control și numărul de octeți de informație) influențează distanțele pe care le are de parcurs sistemul de capete, intervalul de timp cît are loc identificarea unui anumit sector și în final prin modul de înlănțuire a sectoarelor în cadrul unui program influențează gradul de folosire a spațiului de memorie.

De asemenea metoda are în vedere interdependența dintre limitările constructive și tehnologice ale unității de discuri și ale unității de legătură și dintre modul de dispoziție a informațiilor pe suprafața discului.

În acest context se poate spune că principala caracteristică a noii metode RSCAN este aceea că urmărește reducerea timpului de poziționare în strînsă legătură cu reducerea timpului de sincronizare și transfer.

O altă caracteristică importantă a metodei RSCAN este aceea că ea are în vedere implicațiile produse prin creșterea frecvenței de înregistrare și a numărului de piste.

Această caracteristică este cu atât mai importantă cu cît pe lângă reducerea timpului de poziționare trebuie asigurată și o precizie corespunzătoare de poziționare, întrucît în caz contrar pot apărea erori de sincronizare și de transfer care conduc la o creștere necorespunzătoare a timpului de execuție al programelor utilizator.

Pentru a putea evidenția principiile metodei originale RSCAN s-a abordat atât o metodă practică cît și una teoretică pentru ca din determinarea condițiilor reale de exploatare a unităților de discuri să rezulte și prezentarea acestei metode.

**6.2.1. Procedura de determinare experimentală
a condițiilor de aplicare a metodei RSCAN**

Programul original care se prezintă are ca scop examinarea medului în care are loc exploatarea unității de discuri care păstrează sistemul de operare. El a fost conceput pentru a putea permite măsurarea frecvenței de adresare a fiecăreia din cele 200 piste de informații de pe suprafața discului și a frecvenței cu care sistemul de capete efectuează deplasări de-a lungul a câte 2,5 sau mai multe piste. Măsurătorile care au fost efectuate cu acest program au avut în vedere cazuri diferite de adresare a pistelor de informație de pe discul care păstrează sistemul de operare și anume cazuri în care se află în execuție programe scrise în FORTRAN, COBOL și ASSEMBLER [50].

Programul este conceput sub forma unor module având următoarele funcții specializate: recepționarea cererii de poziționare și memorarea sa într-un tabel cu precizarea momentului de timp conform ceasului de timp real a sistemului, decodificarea adresei și repartizarea respectivei cereri în coada atribuită fiecăreia din cele 200 piste, identificarea comenzilor de poziționare furnizate de supervisorul de I/E al sistemului, clasificarea respectivelor comenzi funcție de adresa instantanee și adresa finală, deci funcție de numărul de piste care urmează a fi parcurs, prelucrarea statistică a fișierelor atribuite fiecărei piste și a fișierului ce conține distanțele pe care s-a deplasat sistemul de capete. Toate aceste module de programe au fost scrise în limbaj de mașină și au fost prevăzute după caz cu interfețe cu monitorul și supervisorul de I/E al sistemului de operare. Ele au fost concepute să fie executate în paralel cu execuția programelor FORTRAN, COBOL, ASSEMBLER care emit cererile de poziționare.

S-a avut în vedere de asemenea cazul execuției simultane a mai multor programe utilizator pentru ca să se efectueze măsurători ale frecvenței de apariție a cererilor de poziționare cât mai apropiate de realitate. De asemenea, toate aceste măsurători statistice s-au efectuat pe durata a diferite intervale de timp și anume 15 minute, 30 minute, 1 oră, 2 ore și 4 ore. În urma prelucrărilor statistice a rezultatelor acestor măsurători au fost obținute graficele din fig. 34-42.

Frecvență relativă a acceselor

28
27
26
25
24
23
22
21
20
19
18
17
16
15
14
13
12
11
10
9
8
7
6
5
4
3
2
1

Fig. 34. Distribuția frecvenței a acceselor pe cele 200 piste de pe suprafața discului, în cazul rezolvării unor seturi de program în FORTRAN

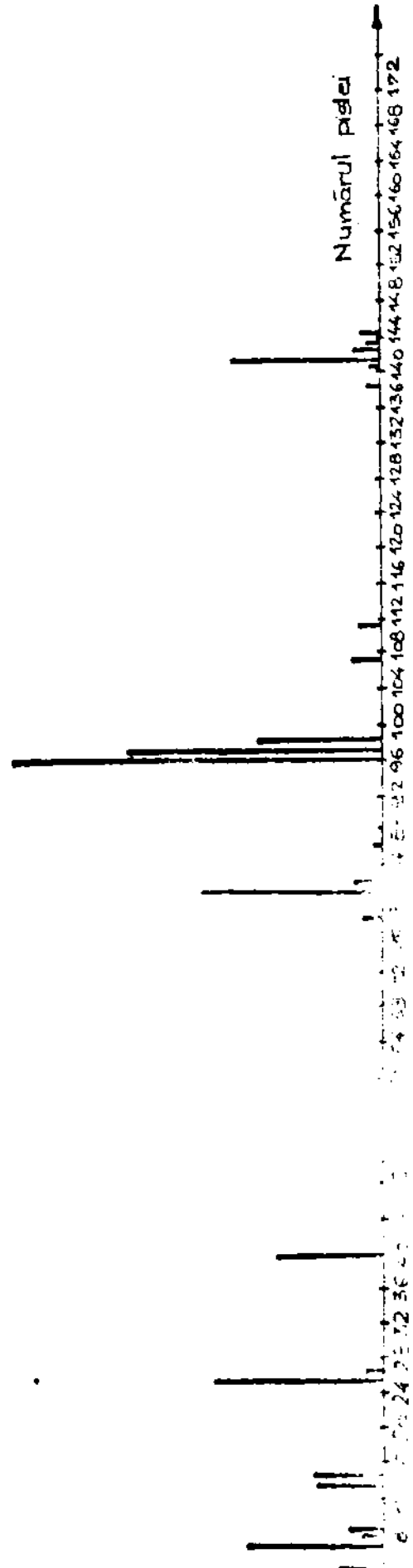
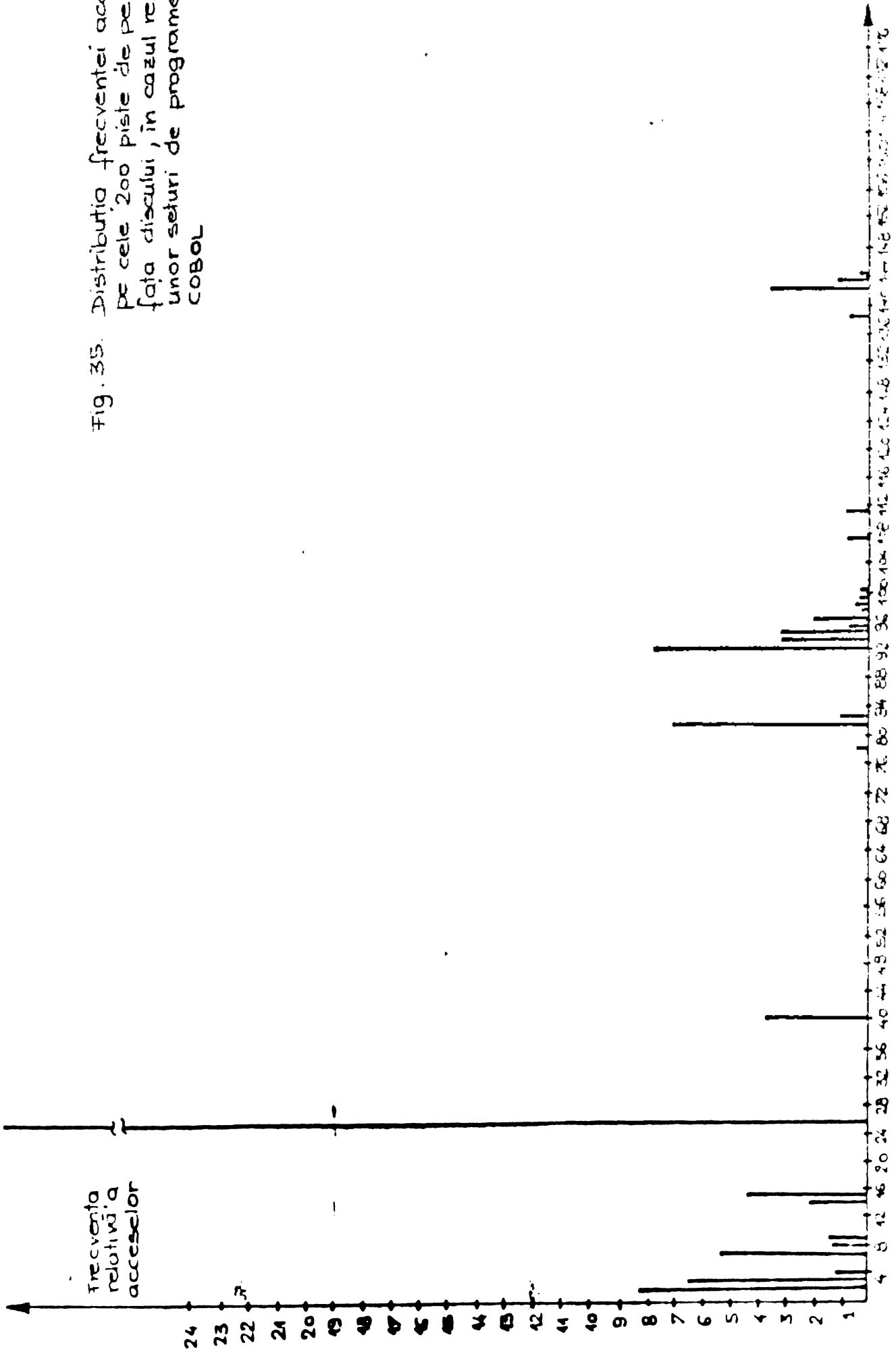
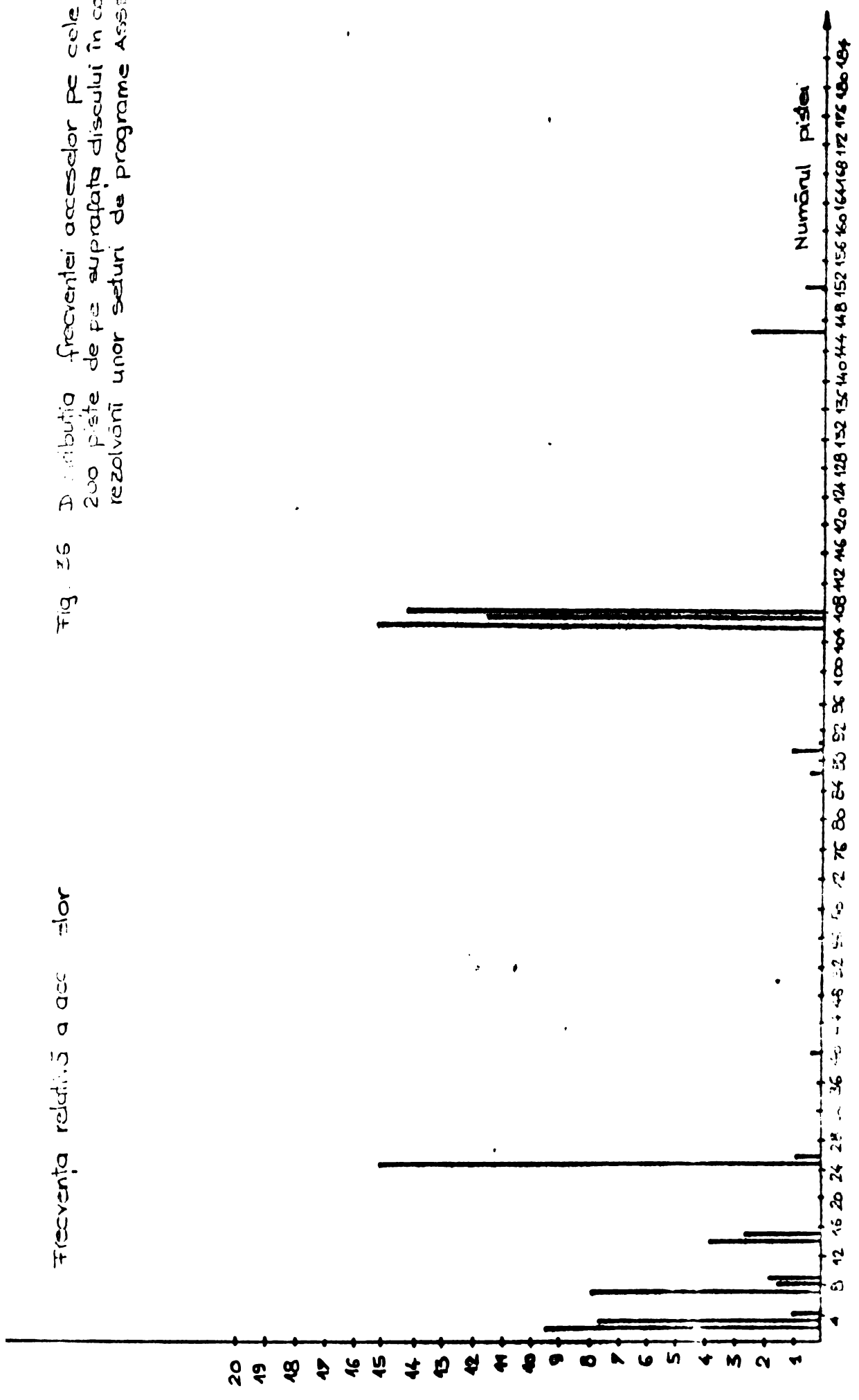


Fig. 35. Distribuția frecvenței acceselor pe cele 200 piste de pe suprafața discului, în cazul rezolvării unor seturi de programe în COBOL



Frecvența relativă a acceselor

Fig. 26 Distribuția frecvenței acceselor pe cele 200 piste de pe suprafața discului în cazul rezolvării unor seturi de programe ASSEMBLER



Frecvența deplasărilor înainte
ale sistemului de capete

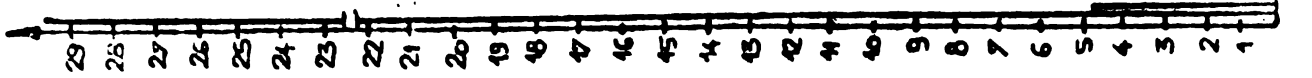
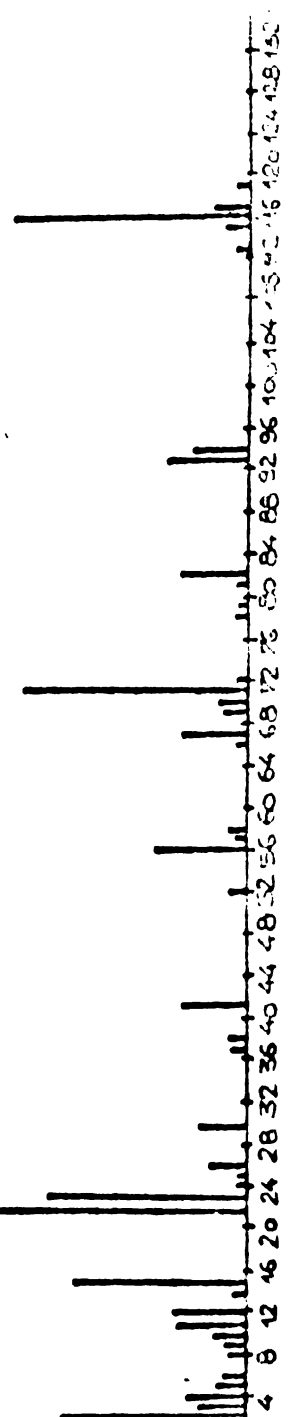


Fig. 37. Distribuția frecvenței deplasărilor înainte ale sistemului de capete în grupe de piste, în cazul rezolvării unor seturi de programe în FORTRAN



grupe de piste



Frecvența deplasărilor înalte ale sistemului de capete

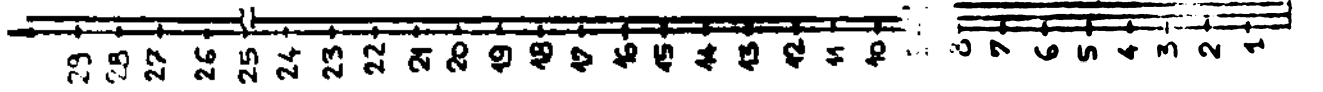


Fig. 38 - Distribuția frecvenței deplasărilor înalte ale sistemului de capete pe grupe de pietre, în cazul rezolvării unor seturi de programe în COBOL

Grupe de pietre

0 4 8 12 16 20 24 28 32 36 40 44 48 52 56 60 64 68 72 76 80 84 88 92 96 100 104 108 112 116 120 124 128 132 136 140 144 148 152 156 160 164

frevența deplasărilor înainte
de sistemului de capete

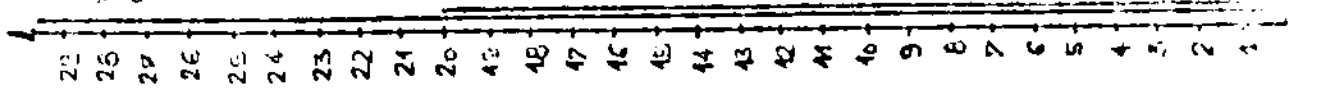
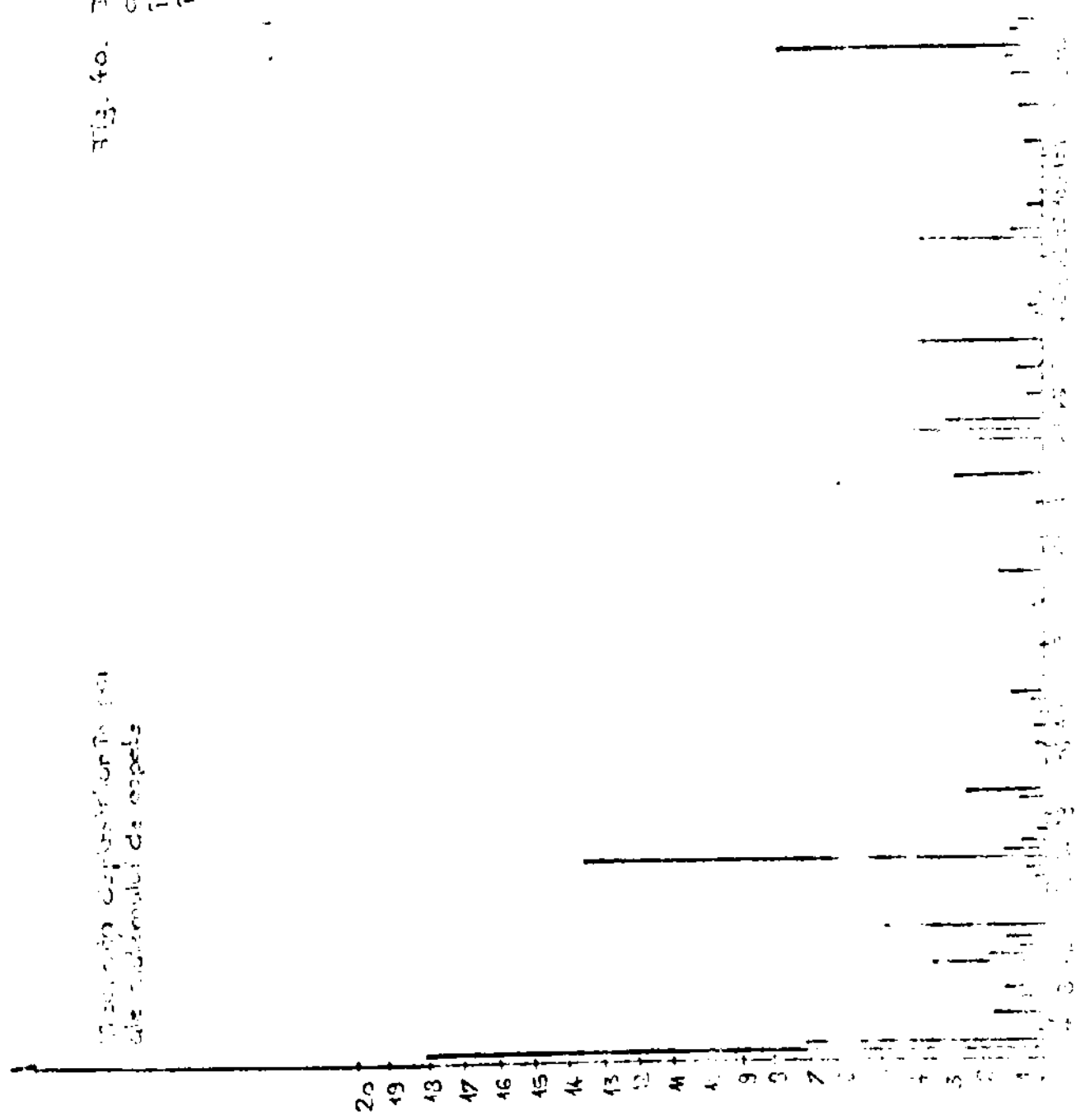


Fig. 39. Distribuția frecvenței deplasărilor înainte
de sistemului de capete pe grupe de
piete, în cazul realizării unor sisteme
rigide în rășină.



Fig. 40. Distribuția frecvenței defecțiunilor în grupurile de capete ale sistemului de calcul pe grupe de calcul în cazul rezolvării unor sisteme de programe în FORTRAN.



Numărul defecțiilor în grupurile de calcul

INSTITUTUL DE INVESTIGAȚII ȘI PROIECTARE
 ȘTIINȚIFICE
 BUCUREȘTI

Frecvența deplasărilor înapoi
de sistemului de capete

Fig. 41. Distribuția frecvenței deplasărilor înapoi
de sistemului de capete pe grupe de piste
în cazul rezolvării unor scheme de programare
în COBOL.

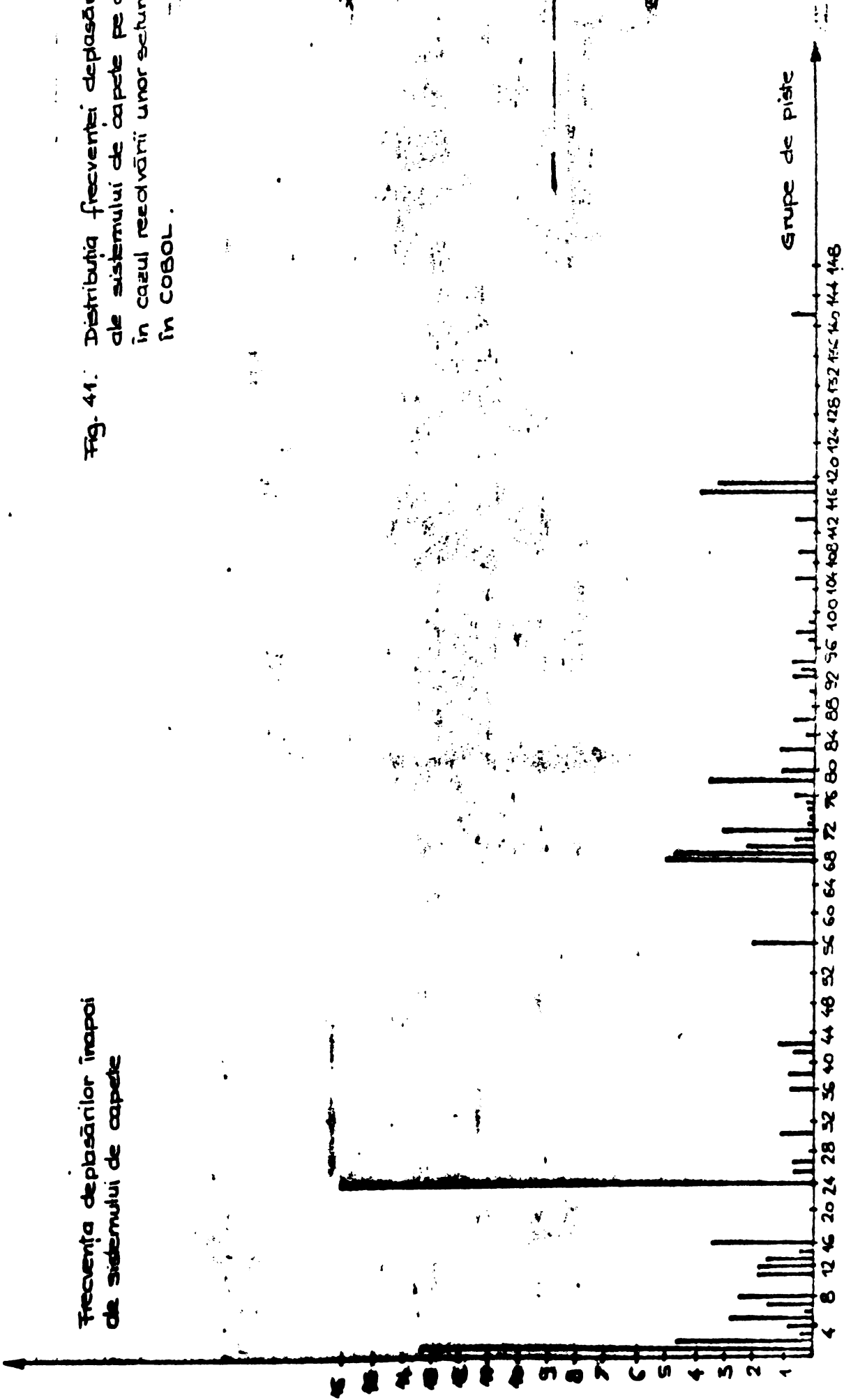
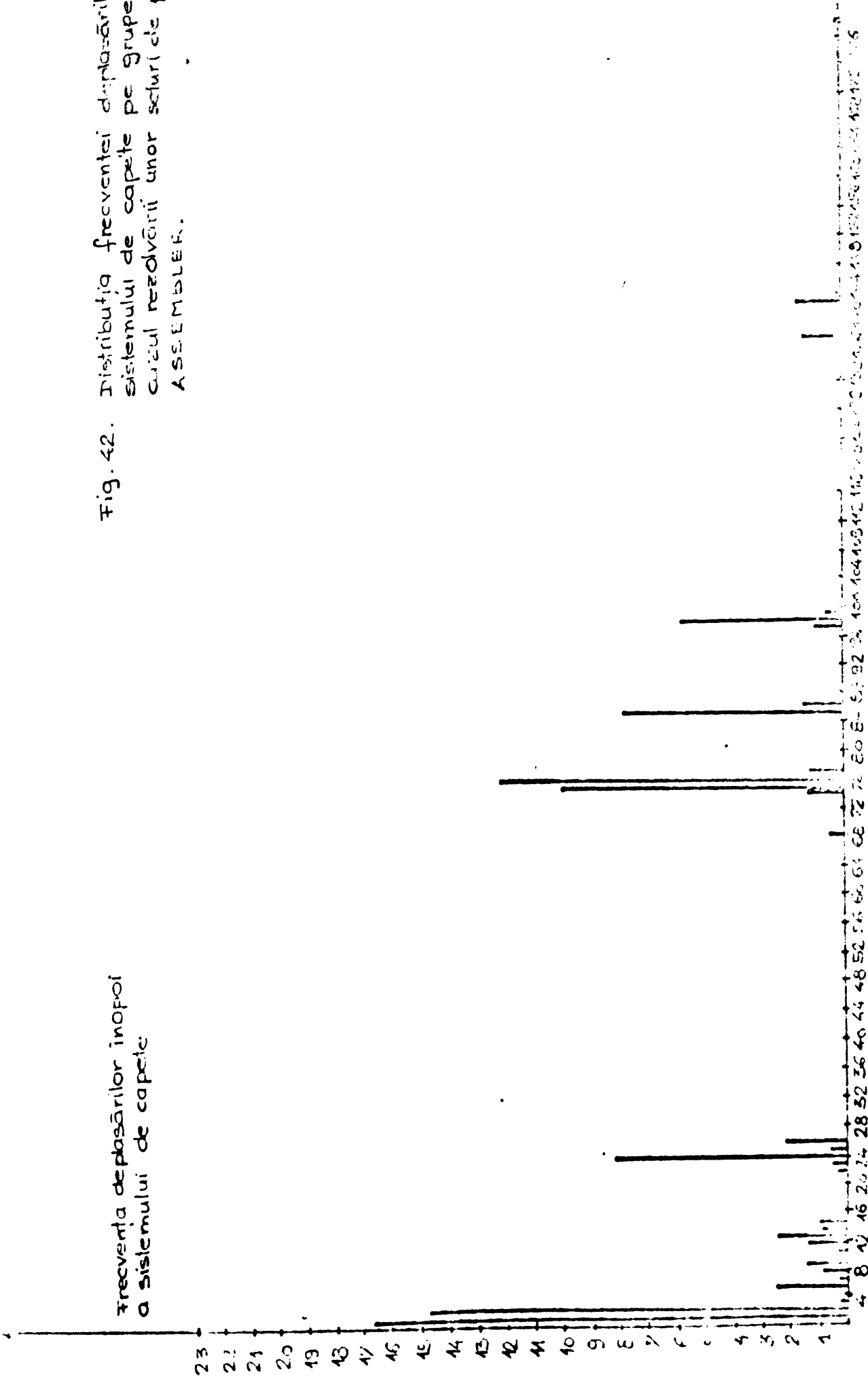


Fig. 42. Distribuția frecvenței deplasărilor înapoi a sistemului de capete pe grupe de piste în cazul rezolvării unor seturi de program în ASSEMBLER.

Frecvența deplasărilor înapoi a sistemului de capete



Din examinarea acestor grafice rezultă gruparea cererilor de poziționare pe anumite porțiuni de pe suprafața discului, care coincid, indiferent de limbajele în care au fost scrise programele. Aceste zone mai frecvent adresate de suprafața discului pe care se păstrează sistemul de operare corespund modulelor sistemului de operare cele mai des utilizate în compilarea și execuția programelor. Astfel, de exemplu, din examinarea acestor măsurători experimentale reiese că monitorul este dispus pe primele 16 piste modulele diferitelor compilatoare între pistele 136-144 iar edito-
rul de legături între pistele 80-112.

În aceste condiții frecvența deplasărilor sistemelor de capete pe distanțe aleatorii apare evidentă din examinarea graficelor din fig. 34-42.

Se evidențiază astfel faptul că indiferent de limbajul în care au fost scrise programele utilizator cele mai frecvente deplasări ale sistemului de capete atât înainte cât și înapoi se efectuează de-a lungul a 1,2,4 și respectiv 24 piste corespunzătoare transferului în memoria calculatorului a diferite porțiuni din cadrul modulelor sistemului de operare: monitor, compilator, supervisor de I/E.

De asemenea mai pot fi evidențiate și deplasările relativ frecvente între zonele pe care se află grupate pe suprafața discului diferitele module ale sistemului de operare, ca de exemplu de-a lungul a aproximativ 70 piste, 100 piste etc. în conformitate cu diferitele stadii de execuție a programelor.

Concluzia care rezultă din examinarea rezultatelor măsurătorilor experimentale la nivelul unității de discuri pe care se păstrează sistemul de operare este că discurarea modulelor sistemului de operare conduce la deplasări aleatorii pe întreaga suprafață a discului, cu frecvențe determinate de numărul de programe utilizator care sînt executate simultan precum și de gradul de complexitate al acestor programe.

Multiprogramarea și segmentarea tuturor programelor conduce la creșterea frecvenței de adresare a anumitor zone de pe suprafața discului și a frecvenței de deplasare de-a lungul unor anumite grupe de piste.

Ca urmare a măsurătorilor efectuate rezultă necesitatea reordonării acestor zone de suprafața discului în vederea reducerii timpului de execuție al programelor.

Cea mai simplă variantă ar fi aceea de a se ține cont de prezența mai multor unități de discuri în cadrul memoriei externe. În aceste condiții o soluție ar fi ca pe primele 2 unități de discuri să se repartizeze diferitele module ale sistemului de operare. Dezavantajul acestei soluții este legat de necesitatea conectării în permanență a minim 2 unități de discuri, folosirea de către utilizatori a unor pachete de discuri având înregistrate anumite module ale sistemului de operare, repartizarea fiecărui pachet de discuri numai unei anumite unități de discuri funcție de modulele sistemului de operare pe care le conține și creșterea posibilităților de deteriorare a acestor zone rezervate.

Din acest motiv metoda RSCAN prevede în cazul unității de discuri pe care se păstrează sistemul de operare reordonarea modulelor sistemului pe o singură unitate de discuri, pe centrul suprafeței discului, unde condițiile de citire sînt optime și deci posibilitățile de apariție a erorilor reduse și unde deplasările între modulele sistemului de operare se vor face pe distanțe mult reduse.

Reordonarea modulelor sistemului de operare permite o folosire judicioasă a spațiului de pe disc în sensul eliberării unor zone contigue pentru manevrarea unor segmente de program în curs de programare.

În fine, aplicarea acestui program de măsurători experimentale în cazul unităților de discuri de manevră nu este utilă, întrucît exploatarea acestor unități de discuri este dependentă de modul de organizare și de gestionare a fișierelor.

6.2.2. Influența modului de organizare a fișierelor asupra condițiilor de aplicare a metodei RSCAN

Modul de exploatare a fișierelor din cadrul memoriei externe pe disc magnetic poate influența timpul de execuție al programelor utilizatorilor.

Distribuția fișierelor pe suprafața discului trebuie astfel concepută încît să fie îndeplinite două deziderate principale și anume: ocuparea în mod util a suprafeței discului și accesul cit mai rapid la diferitele articole ale fișierelor.

Un rol important îl are modul în care se acționează asupra

parametrilor caracteristici ai unui fișier, de tip secvențial indexat utilizat în cazul memoriilor externe pe disc magnetic, dimensiunea blocului de date și configurația tabelului de indexare.

Includerea de orice externe pe disc magnetic în sistemul ierarhizat de memorii al calculatorului a avut ca efect tratarea blocurilor de informații de pe suprafața discului în mod asemănător cu paginile de memorie internă. Din acest motiv s-a ajuns la divizarea fișierelor în blocuri de o anumită mărime, dispuse de-a lungul a mai multor sectoare contigue, uneori chiar piste continue pe suprafața discului. Divizarea fișierelor în blocuri de o anumită mărime a fost necesară și datorită folosirii optime a suprafeței discului, întrucât repartizarea anumitor zone contigue de pe disc anumitor fișiere conduce de fapt la imposibilitatea folosirii suprafeței discului rămase disponibile, de către alte fișiere.

Aceste considerații de ordin practic au condus la repartizarea aleatorie pe suprafața discului a diferitelor blocuri de informații din cadrul diferitelor fișiere. Din acest motiv identificarea acestor blocuri necesită atât o operație de căutare în tabelul de indexare al acestora cât și operația de căutare a blocului respectiv. Aceste operații însumând de fapt deplasări ale sistemului de capete pe distanțe aleatorii, deci înrăutățirea timpului de execuție al programelor.

Trebuie precizat că dimensiunea minimă a blocurilor de date depinde atât de dimensiunea paginii de memorie internă cât și de faptul că pe măsură ce crește numărul blocurilor în care sînt divizate fișierele, va crește în mod corespunzător spațiul afectat pe disc tabelului de indexare al acestor blocuri. Pentru utilizarea optimă a spațiului de pe suprafața discului afectat tabelului de indexare, acesta este organizat la rîndul lui pe mai multe nivele de adresare indexată (fig. 43).

În urma măsurătorilor experimentale s-a putut obține un grafic de distribuție a nivelelor de indexare a unui fișier, funcție de dimensiunea blocurilor de informații din cadrul respectivului fișier (fig. 44).

Din examinarea acestui grafic rezultă faptul că numărul nivelelor de indexare va crește odată cu micșorarea dimensiunii blocurilor de informații din cadrul fișierului. Se observă că în cazul unui fișier care are un volum echivalent cu capacitatea

a 5 piste de pe suprafața discului, numărul minim de nivele de indexare corespunde pentru o dimensiune a blocului de 1024 octeți [45,6].

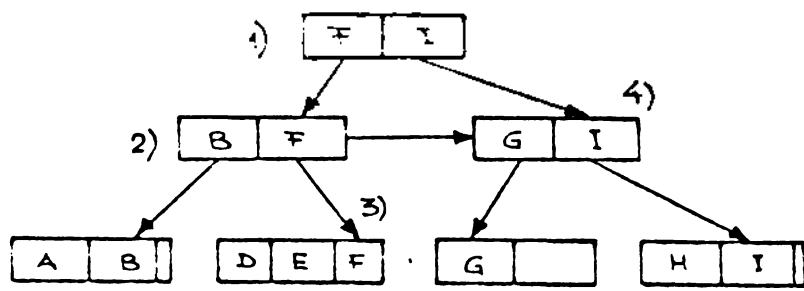
Mai mult decât atât, în urma experimentărilor cu diferite volume de fișiere a rezultat faptul că pe măsură ce respectivele fișiere ocupă un număr mai mare de piste, cu atât mai mică este dimensiunea blocurilor în care sînt divizate respectivele fișiere. De exemplu din examinarea graficului din fig. 45 care prezintă variația numărului de piste ocupate pe suprafața discului funcție de mărirea blocului de informații, rezultă că în cazul fișierelor cu un volum corespunzător conținutului a 5 piste, dimensiunea blocului este de 1024 octeți, în timp ce pentru fișiere care se întind de-a lungul a 20 piste, dimensiunea blocului este de 32 octeți, ceea ce înseamnă un număr de aproximativ 20 nivele de indexare necesare identificării unui singur asemenea bloc din cadrul fișierului.

Așa cum rezultă și din observațiile altor autori [45,48,51] se poate spune că 25 % din spațiul de pe disc este folosit de fișiere avînd volumul corespunzător capacității a 5 piste în timp ce 50 % din spațiul de pe disc este utilizat de fișiere cu un volum corespunzător capacității a cîte 20 piste.

Rezultă deci că în cazul distribuției statice a fișierelor pe suprafața discului se folosesc în exploatarea curentă fișiere de volum mare, ceea ce conduce la un număr ridicat de operații de poziționare pentru transferul blocurilor care intră în compunerea acestor fișiere.

Pe de altă parte, distribuția statică a fișierelor înseamnă de fapt că dimensiunea și discunerea fișierelor este realizată de modulul de gestiune a fișierelor din cadrul sistemului de operare, fără a se ține cont de frecvența cu care aceste fișiere pot fi apelate de către diverșii utilizatori.

În cazul unei distribuții dinamice a fișierelor aceasta are în vedere atât frecvența cu care unele din fișiere sînt apelate față de altele cât și de faptul că fișierele își pot modifica dimensiunea în timp. În aceste condiții, problema reducerii numărului de poziționări pentru micșorarea timpului de execuție a programelor se tratează în mod diferit față de cazul fișierelor distribuite static, pentru care se poate eventual stabili o repartizare în timp a secvenței de cereri de poziționare pentru diferitele fișiere.



- Accesul la blocul E
- identificare grup 1
 - citire bloc
 - identificare grup 2 indexat de blocul F
 - citire bloc F din grupul 2
 - identificare grup 3 indexat de blocul F, grup 4
 - citire bloc E

Fig. 43. Schema accesului la un anumit bloc de informații dintr-un fișier.

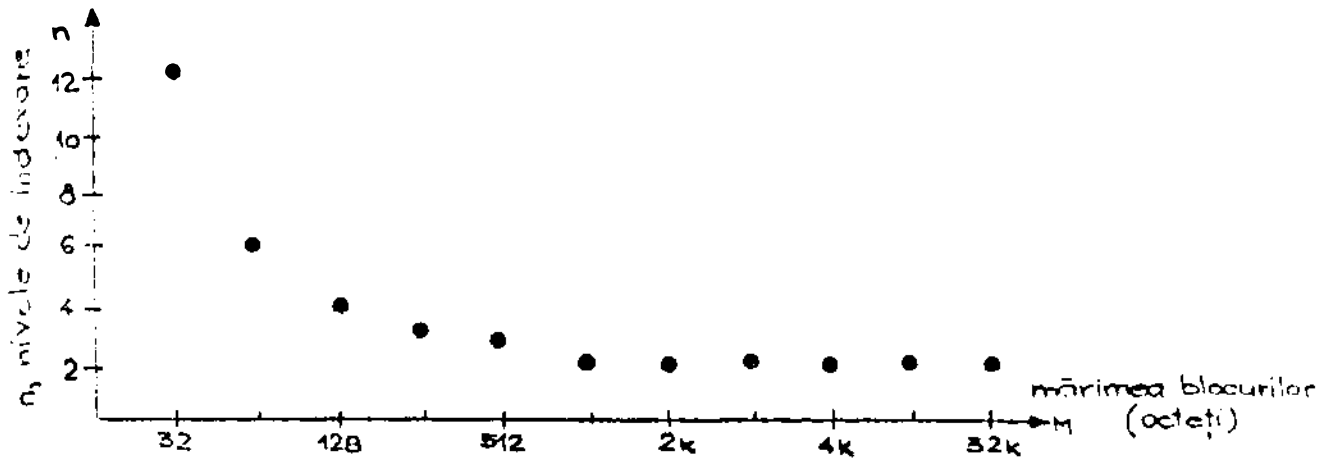


Fig. 44. Distribuția nivelelor de indexare ale unui fișier de pe suprafața discului, funcție de mărimea blocului

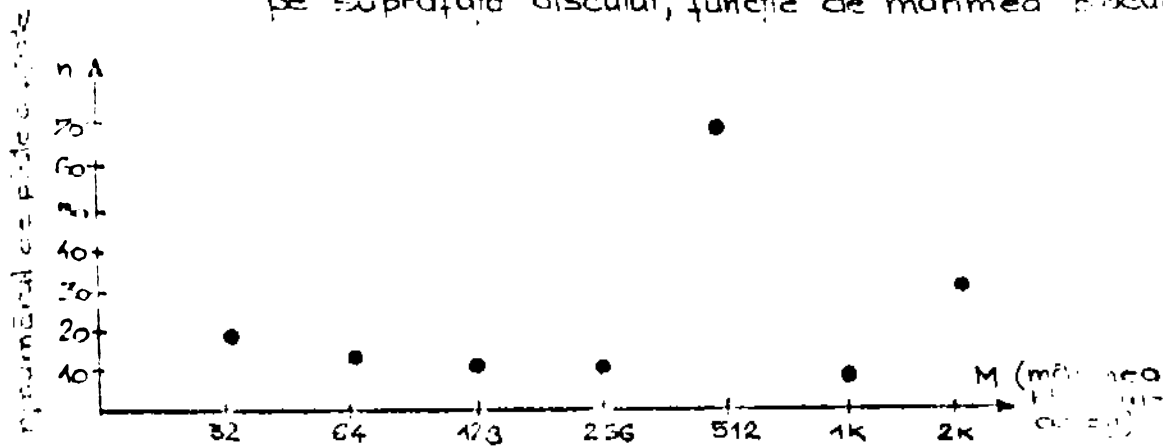
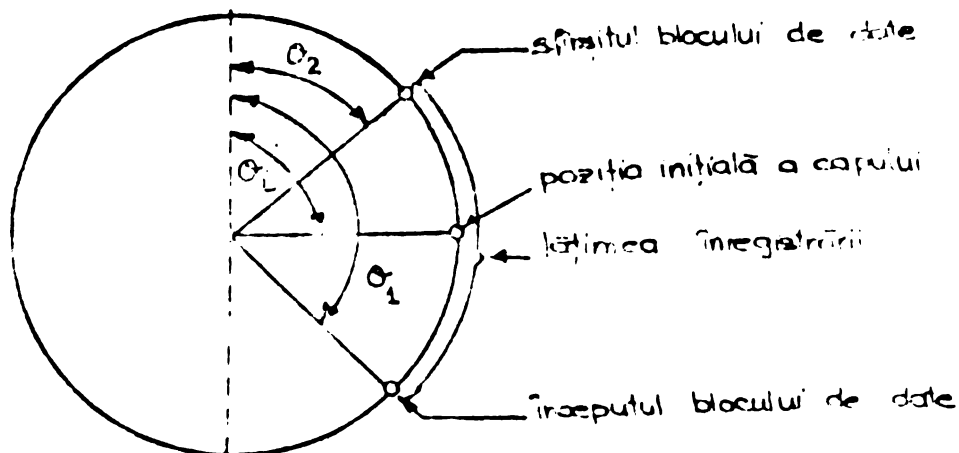


Fig. 45. Variația numărului de piste ocupate pe suprafața discului funcție de mărimea blocului de informații



Exemplu de poziționare a capului pe unul din sectoarele de informație de pe o parte de pe suprafața discului

Spre deosebire de celelalte metode prezentate în literatura de specialitate, metoda RSCAN are în vedere optimizarea dispunerii informațiilor atât pe suprafața discului care memorază sistemul de operare cit și pe suprafața discului de manevră care memorază fișiere.

Metoda are în vedere de asemenea faptul demonstrat în capitolele precedente, că există un raport între numărul octeților de adresă și de control și numărul octeților de informații.

6.3. Principiile metodei RSCAN

Principiile care stau la baza metodei RSCAN sînt următoarele :

- reducerea timpului de poziționare trebuie analizată numai împreună cu reducerea timpului de sincronizare;
- posibilitățile de reducere a timpului de execuție a programelor trebuie să fie aplicate în egală măsură unității de discuri pe care se păstrează sistemul de operare cit și unității de discuri pe care se păstrează fișierele de date;
- memoria externă pe disc magnetic este alcătuită din minimum 2 unități de discuri care pot avea la rîndul lor capacități diferite de memorare;
- reducerea timpilor de poziționare și sincronizare este limitată atât de caracteristicile unității de discuri cit și de imposibilitatea prevenirii erorilor de citire de pe suprafața discului;
- dimensiunea blocului minim de date este determinată atât de modul de organizare al fișierelor cit și de configurația logică a sectorului care se modifică odată cu creșterea frecvenței de înregistrare.

Dacă $t_0(i, i+1)$ reprezintă timpul necesar sistemului de capete să se deplaseze din dreptul pistei i pînă în dreptul pistei $i+1$ și dacă se presupune că blocul care trebuie transferat începe de pe pista C_p , se poate spune că timpul total de satisfacere a cererilor de transfer este dat de relația :

$$T_N^t = T_0 + t_0(C_p, C_{p+1}) + t_0(C_{p+1}, C_{p+2}) + \dots + t_0(C_{p+N-2}, C_{p+N-1}) \quad (56)$$

unde T_0 reprezintă intervalul de timp necesar transferului unui bloc de date care ocupă o pistă.

Dacă $t_0(i, i+1)$ nu depinde de i și N reprezintă numărul

./.

de piste de pe suprafața discului, atunci :

$$T_{\circ}^t = T_{\circ} + (N-1) t_{\circ} \quad (57)$$

Avind în vedere faptul că T_{\circ} și N sînt mărimi variabile aleatorii, atunci se poate spune că timpul satizat pentru satisfacerea cererilor de transfer este dat de :

$$E\langle T_{\circ}^t \rangle = E\langle T_{\circ} \rangle + (E\langle N \rangle - 1) t_{\circ} \quad (58)$$

De cele mai multe ori însă blocul de informații care urmează să fi transferat este dispus de-a lungul a mai multe piste.

Avind în vedere faptul că s_{\circ} reprezintă numărul total de cuvinte ce pot fi memorate pe o pistă și care este constant pentru toate pistele, iar T_{\circ} ca mărime variabilă aleatorie, reprezintă poziția primului cuvint dintr-un bloc dat de pe o pistă dată, se poate spune că :

a. Prob $\langle T_{\circ} = f_{\circ} \rangle = \frac{1}{s_{\circ}}$, reprezintă probabilitatea ca primul cuvint al unui bloc oarecare se poate găsi printre oricare din cele s_{\circ} cuvinte înregistrate pe o pistă dată;

b. Prob $\langle T_{\circ} + R - 1 > s_{\circ} \rangle$ reprezintă probabilitatea ca blocul de date să ocupe mai mult de 1 pistă, unde R este lungimea aleatorie a blocului;

c. Prob $\langle (n-1)s_{\circ} < T_{\circ} + R - 1 \leq ns_{\circ} \rangle$, reprezintă probabilitatea ca un bloc de date să ocupe exact n piste.

Dat fiind faptul că este vorba de mărimi cu o distribuție echiprobabilă de-a lungul celor s_{\circ} cuvinte de pe o pistă oarecare din cele C piste dispuse pe suprafața discului, rezultă:

$$E\langle T_{\circ}^t \rangle = E\langle T_{\circ} \rangle + t_{\circ} \frac{\bar{n}}{2} \quad (59)$$

Din examinarea acestei relații rezultă principiul care stă la baza metodei HOVAN. El se exprimă prin aceea că pentru reducerea timpului necesar satisfacerii unei cereri oarecare din coada de transfer a unui bloc de date dispus pe mai multe piste, este necesară atât reducerea timpului de satisfacere a unei cereri de transfer a unui bloc de pe o pistă, cât și reducerea timpului necesar deplasării sistemului de capete de-a lungul unui număr mediu de $\frac{\bar{n}}{2}$ piste.

De aici posibilitatea aplicării cîte unui algoritm pentru

./.

reducerea valorii fiecăruia din cei 2 termeni ai relației (59) din care primul va fi funcție de lungimea medie a cozii de cereri în așteptare sau de frecvența de recepționare a cererilor în coadă, iar al doilea urcând a ține cont de faptul că valoarea timpului minim de poziționare este limitată de parametrii constructivi ai unității de discuri.

În ceea ce privește metoda de reducere a timpului de poziționare trebuie avută în vedere interdependența existentă între timpul estimat de așteptare în coadă între 2 cereri consecutive T_a și timpul de poziționare T_{pk} .

$$E[T_a] = E[T_{pk}] + \frac{T}{2} + \frac{T}{M} \quad (60)$$

Rezultă din examinarea acestei relații că pentru reducerea timpului de satisfacere a unei cereri de transfer a unui bloc de pe o pistă trebuie ținut cont, pe lângă timpul de poziționare și de timpul mediu de sincronizare necesar identificării blocului de transferat și de timpul de transfer al blocului de pe o pistă înărrită în n sectoare.

Dată fiind necesitatea reducerii timpului necesar deplasării sistemului de capete de-a lungul unui număr mediu de $\frac{n}{2}$ piste rezultă o nouă idee care a stat la baza metodei RSCAN. Astfel, dacă din numărul total de înregistrări va putea fi identificat un număr de înregistrări mai frecvent adresate, atunci acestea ar putea fi grupate și localizate într-o zonă centrală de pe suprafața discului. Pentru blocurile de informații mai frecvent adresate se va obține reducerea numărului mediu de piste care trebuie parcurse, poziționările în afara zonei centrale fiind efectuate doar pentru înregistrările mai puțin frecvent folosite.

În categoria blocurilor de informații mai frecvent adresate pot fi incluse atât o serie de module ale sistemului de operare (cum ar fi monitorul și supervisorul de I/O) precum și tabele de indexare a fișierelor secvențial indexate memorate pe suprafața discului.

Dată fiind condițiile optime de plutire a capetelor, datorate valorii forței pazei de aer realizate prin forța centrifugă dată de rotirea pachetului de discuri și condițiile optime de variație a gradientului terzie, zona centrală care se recomandă a fi folosită pentru blocurile mai frecvent adresate este cea cuprinsă între piste 60 și 120. În această situație satisfacerea unei cereri de transfer a unui bloc de date situat în

această zonă va necesita parcurgerea a $\frac{3}{2}$ piste deci aproximativ 30 piste.

Metoda RSCAN prevede deplasarea capetelor către interiorul sau exteriorul pachetului de discuri, poziția inițială a sistemului de capete fiind în dreptul pistei 100 aflate chiar pe mijlocul suprafeței discului.

Ca urmare a sosirii cererilor de poziționare și transfer, ele vor fi practic ordonate pentru porțiunea de deplasare a capetelor între pistele 0-100 și respectiv între pistele 100-200. Sensul de deplasare către interiorul sau exteriorul pachetului de discuri va fi determinat în urma comparației dintre lungimile celor 2 cozi de cereri în așteptare corespunzând celor 2 zone de lucru, considerând că frecvența de recepționare este aceeași pentru fiecare din cele 2 cozi.

Ordonarea cererilor în coadă conform cu sensul de deplasare se va face în limitele performanțelor constructive ale sistemului de calcul, ea fiind limitată la o anumită frecvență de recepționare a cererilor în coada de așteptare. Dacă presupunem faptul că numărul de cereri în așteptare este mai ridicat pentru zona de lucru cuprinsă între pistele 0-100, sistemul de capete va încerca să se deplaseze dinspre pista 100 către pista 0 satisfăcând cererile înfiltrate pe pistele pe care le parcurge. Când a ajuns în dreptul pistei 0, sistemul de capete revine pe pista 100. Pe perioade deplasării sistemului de capete se ordonează cererile pentru zona cuprinsă între pistele 100-200 și de asemenea cererile pentru pistele cuprinse în zonele pistelor 0-100, aflate în urma sistemului de capete față de direcția sa de deplasare. Ajuns din nou în dreptul pistei 100 se examinează lungimile celor 2 cozi corespunzătoare celor 2 zone de lucru. Date fiind distribuția aproximativ uniformă a cererilor de poziționare pe suprafața discului, cea mai probabilă situație este cea a deplasării către pista 200. Această înșă nu exclude posibilitatea deplasării din nou către pista 0. Datorită distribuției probabile a cererilor de poziționare pe toate pistele de pe suprafața discului practic nu există situații de deplasare numai într-o singură zonă de lucru, mai cu seamă în cazul zonelor cele mai frecvent adreșate situate între pistele 60-120.

Metoda RSCAN are în vedere faptul demonstrat practic că dimensiunea optimă a blocului de transferat (atât din punct de vedere al nivelelor de indexare cit și al dimensiunii paginii de memorie internă) este de 1024 octeți. De asemenea se mai are în vedere faptul

că timpul de sincronizare poate să aibă o valoare preponderentă față de timpul de poziționare dacă se urmarește spre exemplu transferul blocurilor de pe un cilindru întreg.

Intr-o astfel de situație valoarea timpului de sincronizare mediu pe ansamblul cilindrului poate fi mai mare de 120 ms, depășind chiar valoarea timpului maxim de poziționare. Din acest motiv, din totalul cererilor aflate în coada de așteptare nu vor fi rezolvate decât cererile care solicită transferul blocurilor de informații discuse pe maxim 4-5 piste din cadrul fiecărei cilindrului după care sistemul de capete își va continua deplasarea în direcția de deplasare respectivă.

În cazul în care frecvența de recepționare a cererilor în coadă este mult prea ridicată, există situații în care pe perioada deplasării în sens invers a capetelor, sistemul de calcul să nu poată lua în considerare totalul cererilor de poziționare, în vederea reordonării lor. Având în vedere faptul că timpul de așteptare în coadă a unei cereri este dat de relația $E[\overline{T_w}] = L/\lambda$, rezultă un alt principiu al metodei RSCAN. Acesta prevede ca să se distribuie intervalului de timp T_w o valoare inițială, ceea ce conduce la o limitare implicită a lungimii cozii de cereri în așteptare, funcție de frecvența cu care respectivele cereri sunt recepționate în coadă. Trebuie însă precizat că lungimea cozii de cereri în așteptare se adaptează dinamic la variațiile de frecvență de recepționare a cererilor. În momentul în care au fost rezolvate toate cererile din coadă având lungimea prestabilită la începutul deplasării sistemului de capete și acesta revine la poziția sa inițială din mijlocul suprafeței discului, se atribuie o altă valoare intervalului de timp T_w corespunzător unei eventuale variații ale frecvenței de recepționare a noilor cereri de transfer. În acest fel, conform metodei RSCAN pe perioada deplasării și reîntoarcerii sistemului de capete în poziția sa inițială se efectuează ordonarea cererilor în cele 2 cozi de cereri în așteptare care corespund celor 2 zone de lucru, în concordanță cu frecvențele de recepționare a cererilor de transfer.

Metoda RSCAN are însă în vedere și faptul că memoria externă pe disc magnetic are în componență mai multe unități de discuri. Mai mult decât atât, în practică apar situații când unitățile de discuri au capacități de memorare diferite.

Așa cum a rezultat din examinarea formatului logic al sectoarelor, numărul octetilor de adrese și control al unității de discuri de 100 MOct. ocupă o zonă aproximativ egală cu 1/2 din suprafața sectorului în timp ce în cazul unităților de discuri de 7 MOct. ei ocupă

doar 1/5 din suprafața sectorului. Această proporție între octeții de adrese și control și respectiv octeții de informații apare ca necesară datorită creșterii probabilității de apariție a erorilor de citire odată cu creșterea densității de înregistrare. În urma acestei structurări logice a sectorului rezultă că pentru transferul unui sector în cazul unității de discuri de 7 Koct. sunt necesare aproximativ 6 operații de citire și verificare, iar în cazul unității de discuri de 100 Koct. sunt necesare aproximativ 14 operații de citire și verificare.

Având în vedere prezența în cadrul memoriei externe a mai multor unități de discuri de diferite capacități se poate spune că cererile de acces la memoria externă recepționate după o distribuție de tip Poisson cu o frecvență medie λ_i pot fi împărțite în mai multe poziții de așteptare în care cererile sunt recepționate cu o frecvență medie μ_i ($i=1,2,\dots,n$). Pentru fiecare asemenea coadă de cereri în așteptare, care corespunde fiecărei unități de discuri, există un timp de satisfacere a cererilor din coadă, $f_i(t)$, care diferă de la un tip de unități de discuri la altul.

Dacă se consideră o bază de date formată din fișiere dispuse pe toate unitățile de discuri se pune deci problema realizării unui timp mediu de răspuns pe ansamblul memoriei externe cât mai redus. Acest interval de timp este dat de relația :

$$R_T = \sum_{i=1}^n (\lambda_i / \lambda) R(\lambda_i, f_i(t)) \quad (61)$$

Dacă se consideră că λ_i reprezintă frecvența medie de sosire în coadă a noilor cereri de poziționare și transfer, μ_i reprezintă timpul mediu de satisfacere a unei cereri din coada respectivă iar σ_i^2 , reprezintă variația timpului de satisfacere a unei cereri față de orice altă cerere din coadă, se poate obține următoarea relație pentru timpul mediu de răspuns pentru o unitate oarecare din cadrul memoriei externe pe disc magnetic:

$$R(\lambda_i, \mu_i, \sigma_i^2) = \frac{\lambda_i(\sigma_i^2 + \mu_i^2)}{2(1 - \mu_i / \lambda_i)} + \mu_i, \text{ unde } (0 \leq \lambda_i < \frac{1}{\mu_i}) \quad (62)$$

Se poate spune atunci că :

$$R_T = \sum_{i=1}^n \frac{\lambda_i}{\lambda} \left(\frac{\lambda_i(\sigma_i^2 + \mu_i^2)}{2(1 - \mu_i / \lambda_i)} + \mu_i \right) \quad (63)$$

Aplicând teoria multiplicatorului Lagrange se ajunge la relația:

$$L = \sum_{i=1}^n \frac{\lambda_i}{\lambda} \left[\frac{\lambda_i(\sigma_i^2 + \mu_i^2)}{2(1 - \mu_i / \lambda_i)} + \mu_i \right] + h \left[\lambda - \sum_{i=1}^n \lambda_i \right] \quad (64)$$

Dacă se consideră derivata egală cu zero se obține :

$$0 = \frac{\partial L}{\partial \lambda_i} = \frac{1}{\lambda} \left[\frac{\lambda_i (\sigma_i^2 + \mu_i^2)}{2(1 - \mu_i \lambda_i)} + \mu_i \right] + \frac{\lambda_i}{\lambda} \left[\frac{\sigma_i^2 + \mu_i^2}{2(1 - \mu_i \lambda_i)} + \frac{\lambda_i \mu_i (\sigma_i^2 + \mu_i^2)}{2(1 - \mu_i \lambda_i)^2} \right] - h \quad (65)$$

Rezultă:

$$\lambda_i = \frac{1}{\mu_i} \left[1 - \left(\frac{\mu_i + \sigma_i^2 / \mu_i}{\sigma_i^2 / \mu_i + \mu_i + k} \right)^{1/2} \right] \quad \text{unde } k = 2\lambda h \quad (66)$$

Având în vedere faptul că $0 \leq \lambda_i \leq \frac{1}{\mu_i}$, necesitatea respectării acestei convenții este posibilă numai dacă :

$$\lambda \geq \sum_{i=1}^n \frac{1}{\mu_i} \left[1 - \left(\frac{\mu_i + \sigma_i^2 / \mu_i}{\sigma_i^2 / \mu_i + \mu_i + k} \right)^{1/2} \right] \quad \text{unde :} \quad (67)$$

$k_i = \max(2/\mu_i)$ pentru $1 \leq i \leq n$, și λ reprezintă suma frecvențelor de recepționare a cererilor de transfer la nivelul memoriei interne pe disc magnetic.

Din examinarea acestei relații rezultă că dacă valoarea lui λ este prea mică pentru a satisface respectiva relație, este necesar să se anuleze al 2-lea termen din paranteză. Aceasta este echivalent cu observația că este necesar să se elimine din relație toate unitățile de discuri cu timp ridicat de satisfacere a cererilor din coada aferentă.

Dacă se are în vedere faptul că T_1 reprezintă timpul de rotație al discului, α_i este o constantă dependentă de timpul de poziționare al capetelor, iar S reprezintă numărul de blocuri (sectoare) per pistă și dacă se are în vedere faptul că distribuția timpului de satisfacere a unei cereri din coadă poate fi definit de suma a 2 distribuții uniforme independente, anume cea pentru timpul de poziționare în intervalul $(0, T_1)$ și cea pentru timpul de sincronizare în intervalul $(0, T_1)$ rezultă următoarele relații :

$$g_i(t) = \begin{cases} t / \alpha_i T_1^2, & \text{pentru } 0 \leq t \leq T_1 \\ 1 / \alpha_i T_1, & \text{pentru } T_1 \leq t \leq \alpha_i T_1 \\ \left[T_1 (\alpha_i + 1) - t \right] / \alpha_i T_1^2, & \text{pentru } \alpha_i T_1 \leq t \leq T_1 (\alpha_i + 1) T_1 \end{cases} \quad (68)$$

$$\lambda_i = \frac{1}{2} T_i (\alpha_{i+1}) + T_i/S_i \quad (69)$$

$$\sigma_i^2 = \frac{1}{2} T_i^2 (\alpha_i^2 + 1) \quad (70)$$

În aceste condiții se ajunge la relația care caracterizează cazul prezentei mai multor unități de discuri, de diferite capacități, în cadrul memoriei externe de disc magnetic :

$$\lambda_i = \sqrt{\frac{2S_i}{T_i(S_i(\alpha_{i+1})+2)}} \sqrt{\frac{T_i[3(S_i(\alpha_{i+1})+2)^2 + S_i^2(\alpha_i^2 + 1)]}{T_i[3(S_i(\alpha_{i+1})+2)^2 + S_i^2(\alpha_{i+1}^2)]} + 6S_i k(S_i(\alpha_{i+1})+2)^{1/2}} \quad (71)$$

Dată fiind condițiile de exploatare curentă, trebuie luate în considerare următoarele :

a. Se neglijează eventualele interferențe între diferitele unități de discuri, atunci când solicită cererile de 1/k în vederea satisfacerii unei cereri din propria sa coadă de așteptare.

b. Se consideră că cererile din coadă sînt repartizate în cadrul fiecărei unități de discuri după o distribuție Poisson.

c. Toate cererile solicită manevrarea unor blocuri de lungime fixă, ceea ce face ca să se presupună un timp de transfer care să nu depindă într-o măsură prea mare de performanțele constructive ale unității de discuri.

În acest sens se consideră că în cazul unității de discuri de 100 MOct. există un număr dublu de sectoare per pistă față de cazul unității de discuri de 29 MOct., ceea ce conduce la ideea că indiferent de tipul unității de discuri, cererile din coada fiecărei unități solicită transferul unui bloc cu o mărime fixă, egală cu cea a unui sector, de pe unitatea de discuri avînd capacitatea cea mai redusă de memorare.

d. Se neglijează influența structurii logice a sectorului asupra timpului de sincronizare.

e. Se neglijează caracteristicile sistemului de servoreglare asupra timpului de poziționare.

Dacă se are în vedere o memorie externă alcătuită din combinarea unei unități de discuri de 100 MOct. ($S_i=2$, $T_i=0,016$ sec $\alpha_i=0,06$ sec/ $0,016$ sec) și respectiv a unei unități de discuri de 29 MOct. cu performanțe medii ($S_i=1$, $T_i=0,025$ sec., $\alpha_i=0,12$ sec/ $0,025$ sec.) și a unei unități de discuri de 20 MOct. cu performanțe superioare ($S_i=1$, $T_i=0,025$ sec., $\alpha_i=0,07$ sec./ $0,025$ sec) din înlocuirea

acestor valori în relația (10) rezultă graficul din fig. 43.

Rezultă deci că în cazul folosirii mai multor unități de discuri cu diferite capacități de memorare, unitățile de discuri cu capacitate de memorare ridicată au un grad de utilizare mai mare ca unitățile de discuri cu viteza de transfer mai scăzută. Numărul de discuri ce pot fi conectate suplimentar este dependent de numărul total de cereri pe ansamblul memoriei externe pe disc magnetic.

Din examinarea fig. 43 rezultă că în cazul folosirii mai multor unități de discuri de același tip, coada de cereri pe ansamblul memoriei externe se repartizează uniform între respectivele unități de discuri. Pe măsură ce o parte din respectivele unități de discuri sînt înlocuite cu unități de discuri de capacitate sporită și deci cu un timp de transfer mai scăzut, crește numărul de cereri în cozile aferente acestor unități de discuri față de numărul de cereri repartizate unităților cu capacitate micșorată de memorare.

Rezultă deci că pentru reducerea timpului de execuție al programelor, pe măsură ce frecvența de recepționare a cererilor este mai mare de 20 cereri/sec. se recomandă adăugarea de unități de discuri al cărui număr trebuie astfel ales ca frecvența cererilor atribuite acestora să fie cu 60 % mai mică decît frecvența cererilor pe ansamblul memoriei externe pe disc magnetic.

6.4. Facilități de aplicare ale metodei RECAN

Din examinarea relației (60), care stă la baza metodei RECAN, rezultă necesitatea micșorării timpului de identificare al unui bloc de informații odată cu micșorarea timpului de poziționare.

Dacă se are în vedere faptul că în coada de cereri în așteptare a fi satisfăcute există cereri care se referă la blocuri din cadrul unui aceluiași cilindru și dacă se ține cont de faptul că fiecare cilindru conține t piste și respectiv mt sectoare, se poate spune că probabilitatea ca sectorul i să fie din nou adresat de o altă cerere din coadă este $(t-1)(mt-1)$, iar probabilitatea ca orice alt sector $j \neq i$ să fie adresat de o nouă cerere din coadă este :

$$\frac{1}{m-1} \left(1 - \frac{t-1}{mt-1} \right)$$

Numărul de sectoare care ar putea fi parcurse, pentru satisfacerea unei noi cereri din coada de așteptare este dat atunci de relația următoare :

$$\begin{aligned} & \sum_{k=0}^{m-1} K \text{ Prob (Sectorul } k \text{ este următorul)} + 1 = \\ & = \sum_{k=0}^{m-2} K \frac{1}{m-1} \left(1 - \frac{t-1}{mt-1}\right) + (m-1) \frac{t-1}{mt-1} + 1 = \\ & = \frac{(mt-2)(m-1)}{2(mt-1)} + 1 \end{aligned} \quad (72)$$

Timpu estimat pentru satisfacerea unei cereri următoare din coadă este atunci :

$$E[T_0] = P \left(T_{sk} + \frac{T}{2} + \frac{T}{m} \right) + (1-P) \left[\frac{(mt-2)(m-1)}{2(mt-1)} + 1 \right] \quad (73)$$

unde: P reprezintă probabilitatea ca următoarea cerere ce trebuie satisfăcută să nu se afle pe cilindrul de pe care se efectuează transferul solicitat de cererea în curs a fi satisfăcută.

Principiul prin care metoda RSCAN are în vedere reducerea timpului de sincronizare și transfer se bazează pe presupunerea că începutul blocului de transfer poate fi repartizat pe oricare porțiune de pe pistă.

Se poate spune, de asemenea că atunci când ajunge în dreptul pistei de care se află blocul de transferat, sistemul de capete este poziționat la un unghi θ_1 ($0 \leq \theta_1 \leq 2\pi$) în raport cu indexul care marchează începutul pistei (fig. 44). Considerând T_p drept variabilă aleatorie corespunzătoare timpului necesar ca un bbe de informații de identificat să fie transferat în întregime, se poate spune că valoarea sa estimată este dată de relația :

$$E[T_p] = E[T_p^{(1)}] + E[T_p^{(2)}] \quad (74)$$

unde $T_p^{(1)}$ corespunde intervalului de timp necesar începerii transferării blocului după ce capul s-a poziționat în dreptul pistei de care se află blocul, iar $T_p^{(2)}$ reprezintă intervalul de timp necesar transferării blocului identificat.

Intrucât poziția inițială a capului este repartizată aleatoriu în orice punct de pe pista selectată, independent de valorile lui θ_1 , se poate spune că

$$E[T_p^{(1)}] = \frac{tr}{2} \quad (75),$$

unde tr reprezintă timpul necesar efectuării unei rotații complete a discului.

Numărul de radiani necesari pentru memorarea blocului de informații de o pistă este $\Theta_w = \Theta_1 - \Theta_2$ (fig. 44).

Intrucît Θ_w reprezintă o mărime variabilă aleatorie distribuită în domeniul de măriri $(0, 2\pi)$ se poate spune că :

$$E[T_p^{(2)}] = \frac{tF}{2} E[\Theta_w] \quad (76)$$

În aceste condiții rezultă că :

$$E[T_p] = \frac{tF}{2} + \frac{tF}{2} E[\Theta_w] \quad (77)$$

Deci se consideră situația conform căreia $\Theta_1 > \Theta_2$, atunci începând cu înainte de a se putea identifica începutul blocului de transfer, discul trebuie să efectueze o rotație de $2\pi - \Theta_1 + \Theta_2$ radiani. Odată început transferul blocului, discul se mai rotește cu $\Theta_1 - \Theta_2$ radiani pînă la încheierea transferului.

Metoda RSCAN are în vedere reducerea valorii celui de al 2-lea termen al relației care conține o mărime Θ_w variabilă și distribuită aleatoriu în domeniul $(0, 2\pi)$.

Conform metodei RSCAN, odată capul poziționat în dreptul pistei selectate se începe transferul conținutului pistei într-un registru tampon, cu o capacitate egală cu cea a pistei, pînă cînd se identifică faptul că primul cuvînt al blocului de transferat a ajuns și el în dreptul capului. De abia din acest moment se face transferul propriu-zis al blocului de pe disc către memoria internă a calculatorului, pînă cînd se ajunge la sfîrșitul blocului (dacă acesta ocupă doar o porțiune de pe pistă) sau pînă cînd se ajunge la înregistrarea care corespunde poziției inițiale a capului (dacă blocul de transfer are o întindere egală cu lungimea pistei).

După aceea se continuă cu transferul datelor din registrul tampon, către memoria internă a calculatorului.

Dacă se alege ca referință de 0 radiani, ultimul termen al blocului care trebuie transferat și avînd în vedere că metoda se poate aplica în 2 regiuni și anume $0 \leq \Theta_1 \leq \Theta_w$ respectiv $\Theta_w \leq \Theta_1$, se poate spune că ultimul termen al relației (77) este reprezentat prin :

$$E[T_p \Theta_w] = \frac{tF}{2\pi} \left[\int_0^{\Theta_w} 2\pi \frac{\Theta_1}{2} + \int_{\Theta_w}^{2\pi} \frac{2\Theta_1}{2\pi} \right] = \\ = \frac{tF}{2\pi} \left[\Theta_w + \pi - \frac{\Theta_w^2}{4\pi} \right] \quad (78)$$

./.

Din examinarea relației (78) rezultă că prin utilizarea unui registru tampon se obține reducerea intervalului de timp necesar identificării și transferului unui bloc având o întindere de Q_w rașieri cu $Q_w^2/4\pi^2$. În cazul în care nu se utilizează un asemenea registru tampon $E \sqrt{T_r \left(\frac{Q_w}{2\pi} \right)} = \frac{Q_w}{2\pi} (\pi + \frac{Q_w}{2\pi})$ (79)

Având în vedere relațiile (78) și (79) se obține tabelul de mai jos :

Mărimea unghiulară a blocului	Valoarea timpului de identificare fără registru tampon	cu registru tampon
$\pi/4$	0,625 tr	0,617 tr
$\pi/3$	0,666 tr	0,652 tr
π	1,000 tr	0,875 tr
$3\pi/2$	1,250 tr	0,967 tr
2π	1,500 tr	1,000 tr

Din examinarea acestui tabel rezultă că aplicarea metodei BSCAN este eficientă în special în cazurile în care lungimea medie a blocului de transferat este mare în raport cu capacitatea pistei, dătînd a ajunge în astfel de situații la reduceri pînă la jumătate a valorii timpului de identificare a blocului de transferat.

Prezența cîte unui registru tampon pentru fiecare unitate de discuri, cu o capacitate adaptată măririi blocului de transferat, îmbunătățește timpul de execuție al programelor la nivelul întregii memorii externe pe disc magnetic. Dată fiind posibilitatea conectării de unități de discuri cu capacități diferite și avînd în vedere faptul că unitatea de discuri de mare capacitate are un grad de utilizare mai ridicat în cadrul aceleiași memorii externe pe disc magnetic, este recomandabilă alegerea registrelor tampon cu o capacitate de 3 Kocteiți. Această capacitate a registrelor tampon coincide cu o mărime unghiulară a blocurilor de transferate pe unitățile cu frecvențe reduse de înregistrare, de 2π , în timp ce pentru unitățile de discuri cu frecvențe ridicate de înregistrare coincide cu o mărime unghiulară de \sqrt{v} . În acest fel se obține o creștere a gradului de utilizare și a unităților de discuri cu capacitate mică, care alături de unitățile de discuri de capacitate mare conduce la o îmbunătățire a gradului de exploatare pe ansamblul memoriei externe pe disc magnetic.

Din examinarea timpului de satisfacere a cererilor de trans-

Alocarea statică a unei asemenea memorii intermediare este nerecomandabilă întrucât ea poate să difere de la utilizator la altul în funcție de tipul și cerințele programelor în execuție.

Din acest motiv pentru exploatarea curentă a acestei memorii intermediare se impune alocarea dinamică care presupune folosirea unui tabel de indexare a acestei memorii, care face legătura între adresa pistei mai des solicitate, păstrată în tabel, și conținutul respectivei piste la o anumită adresă din memoria intermediară.

În acest fel la recepționarea unei cereri de transfer de pe o anumită pistă se verifică în tabel prezența respectivei piste. Odată identificată adresa respectivei piste se trece la începutul tabelului și de asemenea se transferă conținutul ei, aflat în memoria intermediară la o adresă asociată tabelului. Când nu se identifică prezența adresei pistei solicitate în tabel, ea este inclusă la sfârșitul tabelului, și se efectuează operația de poziționare pe unitatea de discuri. Din măsurătorile experimentale efectuate pentru un număr de N piste mai des solicitate și având în vedere principiul alocării dinamice a memoriei intermediare, a fost obținută curba B care reprezintă procentul de poziționări pe unitatea de discuri în condițiile păstrării în memoria intermediară a N piste mai des solicitate de utilizatori. Dat fiind principiul alocării dinamice a acestei memorii intermediare trebuie avut în vedere și timpul poziționării pe disc în vederea reinscrierii conținutului pistei transferate anterior în memoria intermediară. Aplicarea aceluiași program de măsurători experimentale în care s-a avut în vedere și numărul de accese pe unitatea de discuri necesar reinscrierii conținutului de piste aflate temporar în memoria intermediară a condus la obținerea curbei C din fig.44. Această curbă exprimă procentul de operații de intrare/ieșire cu unitatea de discuri care mai rămân de efectuat în condițiile prezentei memoriei intermediare.

Ca fiecare adresă din memoria intermediară se păstrează conținutul de 3 Koct. din următoarele considerente :

a. Metoda RSTAN prevede pentru reducerea timpului de identificare de memorii tampon de 3 K având capacitatea egală cu cea a unei piste.

b. Timpul de poziționare pentru întreaga pistă nu este cu mult mai mare ca cel pentru poziționarea în dreptul unui anumit sector de pe pista respectivă.

Pentru a se determina efectul folosirii unei memorii intermediare este pentru păstrarea conținutului zonelor de pe pistele mai frecvent solicitate de utilizatori cit și pentru reducerea timpilor de identificare a zonelor de informații de pe asemenea piste s-au efectuat măsurători folosind programul original de măsurare, în condițiile executării a 2 programe în FORTRAN cu câte 250 și respectiv 1000 de declarații. Aceste măsurători s-au efectuat pentru diferite dimensiuni ale memoriei intermediare.

În urma acestor măsurători s-a ajuns la curbele din fig.45. În care curba A exprimă timpii de execuție măsurați pentru diferite capacități ale memoriei intermediare, iar curba B exprimă raportul dintre timpii de execuție a programelor în absență și prezența memoriei intermediare. Din examinarea celor 2 curbe rezultă că dimensiunea acceptabilă a memoriei intermediare este atunci când conține între 22 și 100 piste.

Se poate spune deci că metoda RSCAN are efectul mult îmbunătățit prin aceea că pe lângă gruparea blocurilor de informații mai des accesate pe piste contigue de pe suprafața discului oferă și posibilitatea reducerii suplimentare și simultane a timpului de poziționare și de identificare prin păstrarea pistelor mai frecvent accesate din zonele contigue de pe disc într-o memorie intermediară situată între memoria internă a calculatului și memoria externă pe disc magnetic.

Metoda RSCAN poate fi implementată prin modificări minore ale sistemului de operare și amuse prin includerea unor programe specializate în supervisorul de I/E care ținând cont de frecvența cererilor de transfer modifică conținutul cozilor de cereri în așteptare în conformitate cu algoritmul metodei RSCAN. Pentru creșterea performanțelor de exploatare se pot face modificări constructive prin realizarea memoriei intermediare și includerea ei în busul de intrare/ieșire și pe busul memoriei interne în cazul în care arhitectura sistemului de calcul permite acest lucru

CAP. 7 - CONCLUZII

In lucrarea de față s-a analizat modalitatea de dispunere a informațiilor pe suprafața discului în vederea reducerii timpului de execuție al programelor.

Lucrările prezentate pînă în prezent nu au reușit să rezolve decît anumite cazuri particulare, avînd în vedere în acest sens un pronunțat caracter teoretic. Preocupările diferiților autori de a îmbunătăți timpul de execuție al programelor au inclus analiza a diferite metode de reducere a timpilor de poziționare, identificare și transfer.

In această activitate nici unul dintre autorii respectivelor metode nu au avut în vedere condițiile reale de exploatare a unităților de discuri. In acest sens ei nu au ținut cont de limitările tehnologice și constructive ale unității de discuri și nu au analizat aplicarea respectivelor metode la nivelul ansamblului memoriei externe pe disc magnetic. Din acest motiv rezultatele aplicării tuturor metodelor analizate au un pronunțat caracter teoretic și experimental întrucît ele pornesc de la niște premise de exploatare care nu se regăsesc în practică.

Metoda originală RSCAN propusă în cadrul acestei lucrări are la bază premisele reale în care se exploatează unitățile de discuri. In acest sens principala caracteristică a metodei RSCAN față de alte metode este aceea că preconizează posibilitatea reducerii timpului de poziționare ținînd cont de necesitatea reducerii în același timp a timpilor de identificare și de transfer. In acest scop metoda RSCAN ține cont pentru prima dată de interdependența dintre caracteristicile și limitările constructive și tehnologice ale unității de discuri și ale unității de legătură și modalitatea de dispunere a informațiilor pe suprafața discului. In plus, metoda RSCAN ține cont de alcătuirea logică a sertonului de informații și anume de raportul dintre numărul de octeți de adresă și control și numărul de octeți de informație. Dimensiunea sectoarelor de informații, care determină implicit modul de dispunere a informațiilor pe suprafața discului, este determinată de dimensiunea paginii de memorie internă.

Metoda RSCAN este singura metodă care analizează posibilitatea reducerii timpului de utilizare a unității de discuri în contextul includerii sale în memoria externă pe disc magnetic

și implicit în sistemul ierarhizat de memorii ale calculatului.

Analiza posibilității reducerii timpului de satisfacere a cererilor de transfer de pe disc, la nivelul memoriei externe pe disc, face posibilă ca metoda RSCAN să țină cont de efectul executării simultane a operațiilor de poziționare și de transfer pe unități de discuri diferite precum și de efectul folosirii combinate de unități de discuri cu capacități diferite în cadrul aceleiași memorii externe pe disc magnetic.

Un avantaj deosebit de semnificativ al metodei RSCAN față de celelalte metode este acela că poate fi implementată cu ușurință în cadrul diferitelor sisteme de calcul fără modificări substanțiale ale arhitecturii lor. În acest sens merită semnalat faptul că spre deosebire de alte metode prezentate în literatura de specialitate, metoda RSCAN poate fi implementată și cu circuite specializate care fac posibilă dimensionarea dinamică a cozilor de cereri în așteptare funcție de frecvența de recepționare a acestora.

Pe lângă punerea în evidență și sistematizarea tuturor aspectelor legate de alegerea metodei de dispunere a informațiilor pe suprafața discului care să permită reducerea timpilor de execuție a programelor, lucrarea cuprinde și rezultatele măsurătorilor efectuate printr-o metodă originală de măsurare a frecvenței acceselor pe fiecare din cele 200 piste, a frecvenței densităților pe grupe de 2,5 și mai multe piste și a câștigului de timp în execuția programelor prin folosirea memoriei intermediare.

Concluzia generală care se desprinde din cadrul lucrării este aceea că problema adoptării unei metode eficiente de reducere a timpului de execuție al programelor este legată de modul în care dispunerea blocurilor de informații pe suprafața discului permite adoptarea unei proceduri complexe de reducere a timpilor de poziționare, identificare și transfer. Această modalitate de îmbunătățire a condițiilor de exploatare a sistemelor de calcul este o problemă de actualitate.

Adoptarea metodei RSCAN este avantajoasă atât fiind avantajele economice pe care le oferă atât prin costul redus de implementare la nivelul sistemului de calcul cât și prin îmbunătățirea prețului de cost de prelucrare per bit la nivelul memoriei externe pe disc magnetic.

Contribuțiile originale aduse de autor în lucrare sînt:

- a) Evidențierea influenței parametrilor constructivi ai unității de discuri și ai unității de legătură asupra metodei de dispunere eficientă a blocurilor de informații pe suprafața discului.
- b) Prezentarea relației de interdependență existentă între modul de organizare și de dispunere a blocurilor de informații pe suprafața discului și evoluția soluțiilor tehnologice și constructive adoptate la nivelul unității de discuri și unității de legătură.
- c) Influența modului de tratare a erorilor asupra alegerii dimensiunii și structurii logice a blocurilor de informații.
- d) Incluziunea memoriei externe pe disc magnetic în sistemul ierarhizat de memorii ale calculatorului care conduce la demonstrarea faptului că alegerea dimensiunii eficiente a sectorului de informații este determinată de dimensiunea paginii de memorie internă.
- e) Stabilirea raportului existent între numărul de octeți de adresă și de control și numărul de octeți de informații din cadrul blocului și influența acestui raport asupra modului de dispunere a informațiilor pe suprafața discului și implicit asupra metodei de reducere a timpului de execuție a programelor.
- f) Demonstrarea faptului că lungimea blocului de informații din cadrul sectoarelor de pe suprafața discului este egală cu $1/8$ din lungimea paginii de memorie internă.
- g) Evidențierea influenței pe care o are modul de exploatare a sistemului de calcul asupra timpului de satisfacere a cererilor de transfer. Exemplificarea în acest sens a faptului că în cazul lucrului în regim de batch, timpul de satisfacere a unei cereri de transfer este determinat practic numai de timpul de poziționare.
- h) Necesitatea examinării modalităților de reducere a timpului de identificare odată cu reducerea timpului de poziționare, datorită faptului că în condițiile creșterii densităților de înregistrare și a numărului de piste virtuale, reducerea timpului de poziționare nu poate fi luată în considerare fără a ține cont de necesitatea creșterii preciziei de poziționare.
- i) Avantajul unităților de legătură cu structura microprogramată față de cele cu structura cablată din punct de vedere al posibilității de adaptare rapidă la diferite formate de secționare și la diferite moduri de dispunere a blocurilor de informații pe suprafața discului.

h) Influența structurii logice a sectoarelor de informații asupra apariției și creșterii erorilor deci implicit asupra timpului de identificare și transfer.

k) Programele originale de măsurare a frecvenței de adresare a fiecăruia din cele 200 piste de pe suprafața discului, a frecvențelor de deplasare de-a lungul a grupuri de 2,5 și mai multe piste.

l) Programul original de măsurare a efectului folosirii memoriei intermediare dispuse între memoria internă a calculatorului și memoria externă pe disc magnetic, asupra timpului de execuție al programelor originale.

m) Analiza critică a metodelor din literatura de specialitate pentru reducerea separată a timpului de identificare și a timpului de poziționare, din punctul de vedere al condițiilor reale de exploatare a memoriei externe pe disc magnetic.

n) Demonstrarea relației existente între numărul nivelelor din tabelul de indexare și dimensiunea blocurilor de informații din cadrul fișierului și a influenței modului de organizare a fișierelor asupra modalității dispunerii informațiilor pe suprafața discului în vederea reducerii timpului de execuție al programelor.

o) Prezentarea principiilor care stau la baza metodei originale RSCAN de reducere combinată a timpilor de poziționare și de identificare.

p) Demonstrarea prin modul de implementare a metodei RSCAN a efectului folosirii combinate în cadrul aceeași memorii externe pe disc magnetic de unități de discuri cu capacități diferite de memorare asupra repartizării în coada de așteptare a cererilor de transfer și asupra alegerii dimensiunii memoriei tampon folosite în cadrul unității de legătură pentru reducerea timpului de identificare.

r) Utilizarea unei memorii intermediare având capacitatea egală cu conținutul a minia 22 piste pentru păstrarea blocurilor de informații din pistele mai frecvent adresate de utilizatori și deci pentru reducerea poziționării repetate în dreptul respectivei piste de pe suprafața discului.

s) Modalitatea de alocare dinamică a memoriei intermediare situate între memoria internă și memoria externă pe disc magnetic și folosirea respectivei metode intermediare ca memorii tampon cu capacitatea de 3 K pentru reducerea timpului de iden-

tificare la nivelul unităților de discuri cu capacități diferite din cadrul memoriei externe pe disc magnetic.

t) Principiul alegerii dinamice a memoriei intermediare ca un mijloc suplimentar al metodei RSCAN de a adapta lungimea cozilor de cereri în așteptare funcție de frecvența de recepționare a acestor cereri.

BIBLIOGRAFIE

1. V. Baltac : "Optimizarea sistemelor de operare ale calculatoarelor numerice" - Ed. Facla, 1974.
2. S.T.Conley : "Tape, disk ... what next?" - Intl. Conference on Computer Peripherals, San Francisco, 26-28 febr.1974
3. R. Schneidewind, C.Symo: "Mass Memory Peripherals" - Intl.Conference on Computer Peripherals, San Francisco, 26-28 febr.1974.
4. P.B. Hansen: "Operating System Principles" - Prentice Hall Inc. 1974.
5. A.S. Shaw: "The Logical Design of Operating Systems" - Prentice Hall, 1974.
6. D.H.Gibson: "Considerations in block oriented systems design" Spring Joint Computer Conference, 1967
7. R.Bulgacov, M.Negu. : "Criteriile de alegere ale memoriilor externe pentru calculatorul Felix-C 256", Automatica și Electronics Nr. 5, sept.-oct.1973.
8. T.J.Teory: "Properties of disk scheduling policies in multi-programmed computer systems" - Fall Joint Computer Conference, 1972.
9. J.Abate, E. Dubner, S.B.Weinberg: "Queueing Analysis of the IBM 2314 disk storage facility" - Journal of ACM, vol.15, Nr.4, oct. 1968
10. W.Penwick, A.J.Cole: "Digital Storage Systems - Chapman Hall Ltd., 1971.
11. C. Prear: "Magnetic Recording in Science and Industry" - Mc. Graw Hill, 1971.
12. M.F.Dudson, A.V.Davies: "Magnetic recording for computers" - IEEE Review, vol.113, Nr.80, 1972.
13. M.F.Dudson: "Limitation in magnetic disk storage" - Radio and Electronic Engineering Nr.38, 1969.

14. S.Davis : "Disk storage for minicomputer applications"-Computer Design, June 1973.
15. P.K.Oswald: "Design of a disk file head positioning servo", IBM Journal Research and Development, vol.18, Nr.6, 1974.
16. E.B. Mulrany: "Engineering design of a disk storage facility with data modules"- IBM Journal Research and Development, vol.18, Nr.6, 1974.
17. I.H.Mayer, J.W.Reades: "Electric motor requirements for positioning an inertial load" - IBM Journal Research and Development, vol.20, Nr.2, 1976.
18. R.Bulgacov: "Noi sisteme de servoreglare a motoarelor de acționare ale sistemelor de capete din unitățile de discuri" - Cea de a 3-a Conferință Internațională a Electricienilor, București, sept. 1972.
19. M.Chirițoiu: "Utilizarea motorului linear de c.c. la memoriile externe cu discuri magnetice " - Automatica și electronica, Nr.3, 1976.
20. W.A. Pollack : "Positioning time power dissipation in disk memory motors" - Digital Design, April 1973.
21. F.B.Hertrich: "Averagemation times of positioners in random access devices" - IBM Journal Research and Development, vol.18, Nr.6, 1974.
23. A. Petrescu: "Microprogramare. Principii și aplicații". Ed. Tehnică, 1974.
23. G. Boulaye: "La microprogramation" - Ed. Dunod, 1971.
24. S.Husson: "Microprogramming Principles and Practices" - Prentice Hall Inc., 1970.
25. A. Agrawals, T.Ranscher: "Microprogramming, Perspective and Status"- IEEE Transon EG, aug. 1974.
26. T.Kenneth, L.Kinney: " A Systematic approach of digital bussing structures"- Fall Joint Computer Conference, 1972.
27. B.Soucek: "Microcomputers and minicomputers" - Ed. wiley Intersciences, 1976.
28. R. Bulgacov, M.Reșu: "Scheme de comandă și control pentru unitățile de discuri magnetice" - Ses. de comunicări Inst. Polit. Timișoara, iunie 1974.
29. B.P.Shitter, P. Baskett: "Measured file size distributions and optimum block sizes for VSM"-IEEE Computer Intl. Conference, febr. 1974.

30. N. Mihăilă: "Introducere în teoria probabilităților și statistica matematică" - Ed. Didactică și Pedagogică, 1965.
31. H. Frank: "Analysis and optimisation of disk storage devices for time sharing systems" - Journal of ACM, vol.16, No.4, oct. 1969.
32. T.C. Lowe: "The influence of data base characteristics and usage on direct access file organisation" - Journal of ACM, vol.15, No.4, 1968.
33. R.G. Drummond: "Evaluation and Measurement Techniques for Digital Computer Systems" - Prentice Hall Inc., 1973.
34. D.W. Pife, J.L. Smith: "Transmission Capacity of disk storage systems with concurrent arm positioning" - IEEE Trans, on EC-14, 1965.
35. N.C. Wilhelm: "Performance improvements in disk drives with rotational position sensing" - Intl. Conf. on Computer Peripherals, San Francisco, febr. 1974.
36. R.R. Reisman: "The scheduling of disk operations using FPS" - Intl. Conference Computer Peripherals - San Francisco febr. 1974.
37. D.T. Brown, R.L. Eibsen, C.A. Thorn: "Channel and direct access device architecture" - IBM Syst. Journal, Nr.5, 1969.
38. T.J. Teorey, T.B. Pinkerton: "A comparative analysis of disk scheduling policies" - Comm. of ACM, vol.15, Nr.3, 1972.
39. S.H. Fuller: "Minimal total processing drum and disk scheduling disciplines" - Comm. of ACM, Vol.17, Nr.7, 1974.
40. W.C. Oney: "Queueing Analysis of the SCAN Policy for moving-Head Disks" - Journal of ACM, vol.22, Nr.3, 1975.
41. F.R. Aract, G.M. Oliver: "Hardware monitoring of real-time computer system performance" - Digest of 1971 IEEE Intl. Computer Society Conference, 1971.
42. I. Bard: "Performance criteria and measurement for a time-sharing system" - IBM System Journal, vol.16, No.3, 1971.
43. L.A. Belady: "A study of replacement algorithms for a virtual storage computer" - IBM System Journal, Vol.5, Nr.2, 1966.
44. M. Brown: "Statistical analysis of non-homogeneous Poisson processes" - Processes Conf. on Stochastic Point Processes, Ed. P.A.W. Lewis, New-York, Wiley.
45. R. Bulgacov, M. Roguș: "Metode și dispozitive de măsurare a preciziei de poziționare a sistemului de casete magnetice din unitățile de discuri magnetice", Sesiunea de comunicări a Inst. Polit. Ingi, 1972.

46. R.Bulgacov, M.Roşu: "Realizarea compabilităţii unităţilor de discuri magnetice cu interfaţă IBM la interfaţa calculatorului Felix C-256"- Sesiunea de comunicări a Academiei RSR, oct. 1973.
47. R. Conway, R.W.Maxwell, L.W.Willer; "Theory of scheduling"- Addison Wesley, 1967.
48. E.G.Goffman, R.C.Wood: "Interarrival statistics for time-sharing systems" - Comm.of ACM, No.9, July, 1966.
49. W.Freiberg: "Statistical computer performance evaluation" - Americ Press New-York, 1972.
50. D.H.Gibson: "Consideration in a block oriented system design" Summer Joint Computer Conference, 1967.
51. P.A.Lewins, F.C.Inc: "Statistical analysis of program reference patterns in a paging environment"-IEEE Trans.on Computers, sept.1971.
52. J.D.C.Little: "A proof of the queuing formula $L=W$ "-Oper. Res.Vol.9, Nr.3, 1961.
53. R.V.Watson, J.Gecsei, J.L.Talger: "Evaluation techniques for storage hierarchies"-IBM- System Journal, vol.9, Nr.2., 1970.
54. B.S.Margolin, R.F.Parmelee, M.Schatzoff: "Analysis of free-storage algorithms"-IBM-System Journal, vol.10, No.4, 1971.
55. G.S.Shedler, S.C.Iang: "Simulation of a model of paging system, performance"- IBM System Journal, vol.10, No.2, 1971.
56. I.L.Traiger, R.L.Mattson: "The evaluation and selection of technologies for computer storage systems"-A.T.P. Conf.Proceedings, Nr.5, Part.1, 1970.
57. A. Glover: "Data accuracy issues for disk controller developers"- Computer Design, oct.1972.