

SVEUČILIŠTE U ZAGREBU
FAKULTET ELEKTROTEHNIKE I RAČUNARSTVA
Zavod za elektroniku, mikroelektroniku,
računalne i inteligentne sustave

Interni materijal za predavanja iz predmeta

Operacijski sustavi

Leonardo Jelenković

Inačica samo s obaveznim sadržajima

Zagreb, 2026.

Sadržaj

1. UVOD	1
1.1. Računalni sustav	1
1.2. Operacijski sustav	2
1.3. O mjernim jedinicama	3
Pitanja za vježbu	3
2. MODEL JEDNOSTAVNOG RAČUNALA	5
2.1. Sabirnički model računala	5
2.2. Kratki opis komponenata sabirničkog modela računala	7
2.3. Instrukcijska dretva	11
2.4. Višedretveni rad	13
Pitanja za vježbu	14
3. ULAZNO-IZLAZNE OPERACIJE, PREKIDNI RAD	15
3.1. Spajanje naprava u računalo	15
3.2. Korištenje UI naprava radnim čekanjem	16
3.3. Prekidni rad	17
3.4. Korištenje sklopova s izravnim pristupom spremniku	27
3.5. Usporedba načina upravljanja UI napravama	29
3.6. Prekidi generirani unutar procesora, poziv jezgre	30
3.7. Višeprosorski (sabirnički povezani) sustavi	30
Pitanja za vježbu	31
4. MEĐUSOBNO ISKLJUČIVANJE U VIŠEDRETVENIM SUSTAVIMA	33
4.1. Osnovni pojmovi – program, proces, dretva	33
4.2. Višedretveno ostvarenje zadatka – zadatak i podzadaci	37
4.3. Model višedretvenosti, nezavisnost dretvi	38
4.4. Problem paralelnog korištenja zajedničkih varijabli (engl. <i>race condition</i>)	41
4.5. Međusobno isključivanje	42
4.6. Potraga za algoritmima međusobnog isključivanja	43
4.7. Sklopovska potpora međusobnom isključivanju	49
4.8. Problemi prikazanih mehanizama međusobnog isključivanja	52
Pitanja za vježbu	53

5. JEZGRA OPERACIJSKOG SUSTAVA	55
5.1. Strukture podataka jezgre	58
5.2. Jezgrine funkcije	59
5.3. Semafori	66
5.4. Izvedba jezgrinih funkcija za višeprocorske sustave	72
5.5. Primjeri sinkronizacije binarnim semaforima	74
Pitanja za vježbu	75
6. MEĐUDRETVENA KOMUNIKACIJA I KONCEPCIJA MONITORA	77
6.1. Primjer sinkronizacije semaforima: proizvođač i potrošač	77
6.2. Problemi sa semaforima	81
6.3. Monitori	84
6.4. Primjeri sinkronizacije semaforima i monitorima	87
Pitanja za vježbu	94
7. ANALIZA VREMENSKIH SVOJSTAVA RAČUNALNOG SUSTAVA	95
7.1. Deterministički sustav	95
7.2. Nedeterministički sustav	98
7.3. Poissonova razdioba (izvod iz binomne)	100
7.4. Eksponecijalna razdioba	102
7.5. Posluživanje s Poissonovom i eksponecijalnom razdiobom	107
7.6. Osnovni načini dodjeljivanja procesora dretvama – raspoređivanje dretvi	111
7.7. Kružno posluživanje (posluživanje podjelom vremena)	112
7.8. Raspoređivanje dretvi u operacijskim sustavima	115
Pitanja za vježbu	124
8. UPRAVLJANJE SPREMNIČKIM PROSTOROM	125
8.1. Uvod	125
8.2. Statičko upravljanje spremnikom	131
8.3. Dinamičko upravljanje spremnikom	132
8.4. Straničenje	137
Pitanja za vježbu	157
9. DATOTEČNI SUSTAV	159
9.1. Diskovi	159
9.2. Datotečni sustav	169
9.3. Primjeri datotečnih sustava	172

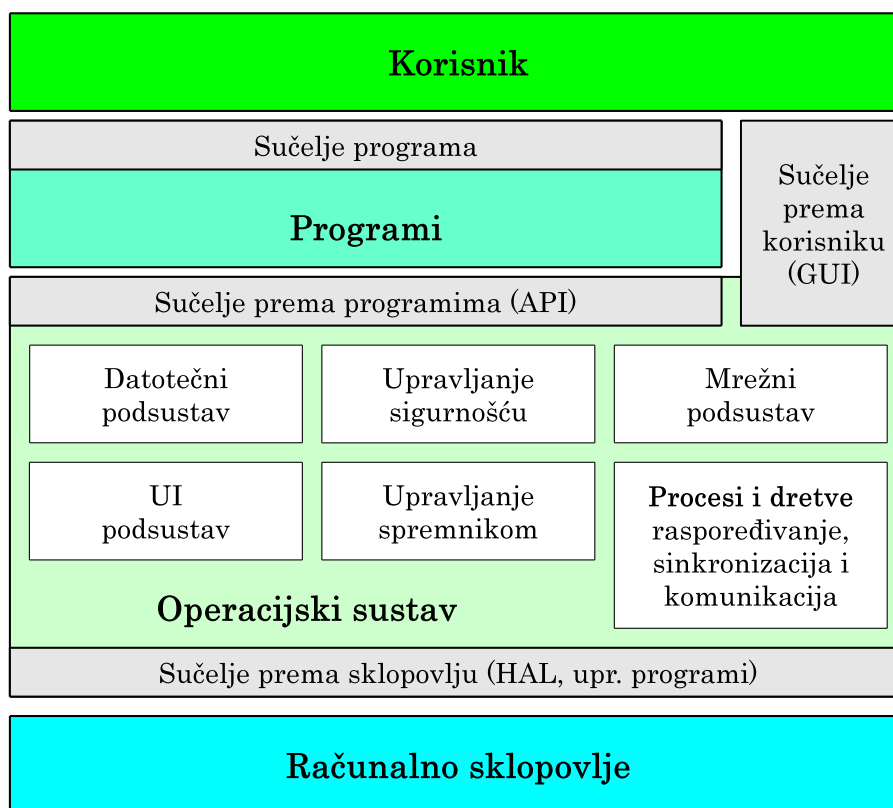
9.4. Datotečni podsustav operacijskog sustava	178
Pitanja za vježbu	179
Literatura	181

1. UVOD

1.1. Računalni sustav

U današnje doba postoji mnoštvo različitih računala i sustava temeljenih na njima kao što su osobna i prijenosna računala, radne stanice, poslužitelji, pametni telefoni i slični uređaji, mikroupravljači. Operacijski sustavi (OS) koji se u njima koriste se također međusobno razlikuju. Međutim, temeljni elementi svih sustava se zasnivaju na istim osnovnim načelima. Iako je sustav koji se ovdje razmatra najbliži osobnom računalu, većina navedenog vrijedi i za ostale.

Računalni sustav se sastoji od sklopovlja (*hardvera* – računala), programske potpore (operacijski sustav i programi) te korisnika, kako je prikazano na slici 1.1.



Slika 1.1. Računalni sustav, komponente (podsustavi) OS-a

Korisnici koriste sustav radi svojih potreba, npr. obrada teksta, rad na Internetu, igre, multi-medija i slično.

Programi su napisani da nude neke korisne operacije korisnicima. Obične operacije izvode se izravnim izvođenjem instrukcija programa na procesoru. Operacije koje zahtijevaju korištenje sklopovlja ili drugih zajedničkih sredstava izvode se tako da program pozove funkciju operacijskog sustava te ju OS obavi za program.

Operacijski sustav upravlja sustavom prema zahtjevima korisnika i programa. Omogućuje korisnicima i programima jednostavno korištenje sredstava sustava kroz odgovarajuća sučelja. Korisnici i programi stoga ne moraju poznavati (složene) detalje sklopovlja koje se koristi radi izvedbe njihovih naredbi.

Među **slojevima** se nalazi **sučelje**

- sučelje definira način korištenja/komunikacije među slojevima

Podsustavi OS-a imaju svoju ulogu, ali nisu posve razdvojeni kao na slici 1.1.

1.2. Operacijski sustav

DEFINICIJA: *Operacijski sustav* je skup osnovnih programa koji:

- omogućuju izvođenje radnih zahvata na računalu
- omogućuju izvođenje operacija računala

Svrha/uloga OS-a

- olakšavanje korištenja računala (skriva detalje)
- omogućava učinkovito korištenje svih dijelova računala (ima upravljačke programe)
- omogućava višeprogramski rad – najbitnija uloga, povećava učinkovitost sustava

"OS olakšava korištenje računala"

- skriva nepotrebne detalje od korisnika i programa
 - korisnici koriste korisničko sučelje koje nude programi i OS
 - programi koriste API koje nudi OS
- upravljački programi ("drajveri") znaju kako sa sklopovljem
 - OS ih koristi
 - jedan upravljački program radi samo za pojedinu komponentu računala
 - na različitim računalima koriste se različiti upravljački programi
- "prenosivost" – sklopovski različita računala ali s istim OS-om se na jednaki način koriste!
 - isto korisničko sučelje
 - isto sučelje prema programima (API)
 - OS je skoro identičan, samo se koriste drugi upravljački programi

1.3. O mjernim jedinicama

S obzirom na to da računalo radi u binarnom sustavu, sklopovlje je podređeno takvom načinu rada. To uključuje i organizaciju spremnika kao i strukture podataka. Baza binarnog sustava jest dva te su uobičajene jedinice oktet/bajt $B = 2^3$ bitova, i veće $KB = 2^{10} B = 1024 B$, $MB = 2^{20} B = 2^{10} KB$, $GB = 2^{30} B = 2^{10} MB$, itd.

Navedene jedinice su u suprotnosti sa SI sustavom koji koristi potencije broja 10 ($k = 10^3$, $M = 10^6$, $G = 10^9 \dots$).

Stoga su smišljene nove oznake s dodatkom slova 'i': $KiB = 2^{10} B$, $MiB = 2^{20} B$, ...

Međutim, vrlo često i u operacijskim sustavima i u literaturi se i dalje koriste "stare" oznake (bez 'i'), ali podrazumijevajući potencije od 2 a ne 10. Isto je i s ovom skriptom. Izuzetak su brzine prijenosa, gdje je uobičajeno (i u računalnom okruženju) koristiti potencije broja 10.

Kada se te jedinice promatraju u nekom okruženju prvo treba ustanoviti koje jedinice se tamo koriste. Npr. na "Windows" operacijskim sustavima koriste se navedene jedinice u potencijama broja 2 (KB, MB, ...), dok na Linux operacijskim sustavima koriste SI jedinice s potencijama broja 10 (kB, MB, ...). Proizvođači diskova koriste SI sustav jer u tom sustavu se manja vrijednost "prikazuje" većom oznakom. Npr. ako proizvođač kaže da disk ima kapacitet od 1 TB, on misli na $10^{12} B$, što je $10^{12}/2^{40} TiB = 0,909 TiB$, odnosno, $10^{12}/2^{30} GiB = 931,3 GiB$.

Primjeri (kako interpretirati brojke u ovoj skripti):

- $5 KB = 5 \cdot 2^{10} B = 5 \cdot 1024 B$
- $5 MB = 5 \cdot 2^{20} B = 5 \cdot 1024 \cdot 1024 B$
- $5 GB = 5 \cdot 2^{30} B = 5 \cdot 1024 \cdot 1024 \cdot 1024 B$
- $5 kbita/s = 5 \cdot 10^3 bita/s = 5 \cdot 1000 bita/s$
- $5 Mbita/s = 5 \cdot 10^6 bita/s = 5 \cdot 1000000 bita/s$

Pitanja za vježbu 1

1. Što je to "računalni sustav"? Od čega se sastoji?
2. Što je to "operacijski sustav"? Koja je njegova uloga u računalnom sustavu?
3. Što je to "sučelje"? Koja sučelja susrećemo u računalnom sustavu?
4. Navesti osnovne elemente (podsustave) operacijskog sustava.

2. MODEL JEDNOSTAVNOG RAČUNALA

- Dijelovi računala prema modelima:
 - funkcijski model: ulazni dio, izlazni dio, (radni/glavni) spremnik (memorija), aritmetičko-logička jedinka, upravljačka jedinka
 - sabirnički model: procesor, sabirnica, spremnik, UI pristupni sklopovi
- Teorijski modeli računala – korištenje spremnika
 - Von Neumannov model – instrukcije i podaci u istom spremniku (dohvaćaju se preko zajedničke sabirnice)
 - * radni spremnik današnjih računala uglavnom spada u ovaj model
 - Harvardska arhitektura – instrukcije odvojene od podataka i dohvaćaju se različitim sabirnicama
 - * dio priručnog spremnika procesora (L1) je uglavnom izveden Harvardskom arhitekturom (podijeljen je na dio za instrukcije i dio za podatke).

2.1. Sabirnički model računala

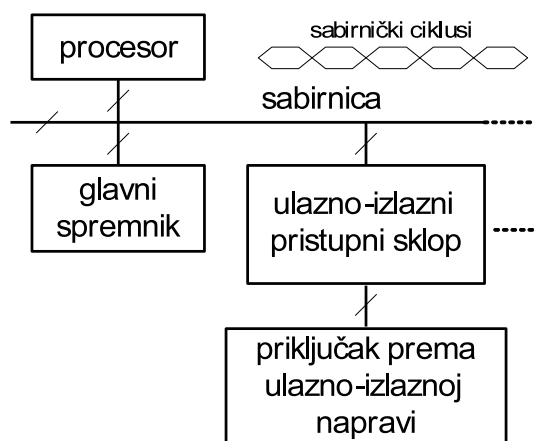
U sabirničkom modelu, računalu se (iznutra) sastoji od procesora, spremnika, ulazno-izlaznih naprava te sabirnice.

Procesor je osnovni element sustava, on izvodi instrukciju za instrukcijom i time omogućava provođenje korisniku potrebnih operacija.

Spremnik (radni spremnik, memorija) služi za privremenu pohranu instrukcija, podataka i rezultata. Procesor neprestano dohvaća i pohranjuje podatke iz spremnika pri svom radu. Stoga je spremnik, nakon procesora, najbitniji element sustava (i najbrži, nakon procesora).

Ulazno-izlazne naprave koriste međusklop (pristupni sklop, kontroler) za povezivanje u računalu. Više o napravama u idućem poglavlju.

Sabirnica omogućuje povezivanje elemenata računala – u sabirničkom modelu svi se elementi spajaju na sabirnicu i koriste ju za međusobnu komunikaciju.



Slika 2.1. Sabirnički model računala

Sabirnički ciklus

- prijenos jednog podatka između dva sklopa (procesor – spremnik, procesor – pristupni sklop, pristupni sklop – spremnik)

Sabirnicom upravlja procesor

1. postavlja adresu na adresni dio sabirnice
2. postavlja podatak na podatkovni dio (kada se on zapisuje u spremnik ili UI)
3. postavlja upravljačke signale

Primjer 2.1. Trajanje sabirničkog ciklusa

Neka je trajanje jednog sabirničkog ciklusa $T_B = 1$ ns, tada:

- frekvencija rada sabirnice jest $\frac{1}{T_B} = 1$ GHz
- ako je širina sabirnice 64 bita tada je propusnost sabirnice: $64 \cdot 1$ GHz = 64 Gbita/s (G je u ovom slučaju (za brzine) 10^9 a ne 2^{30})

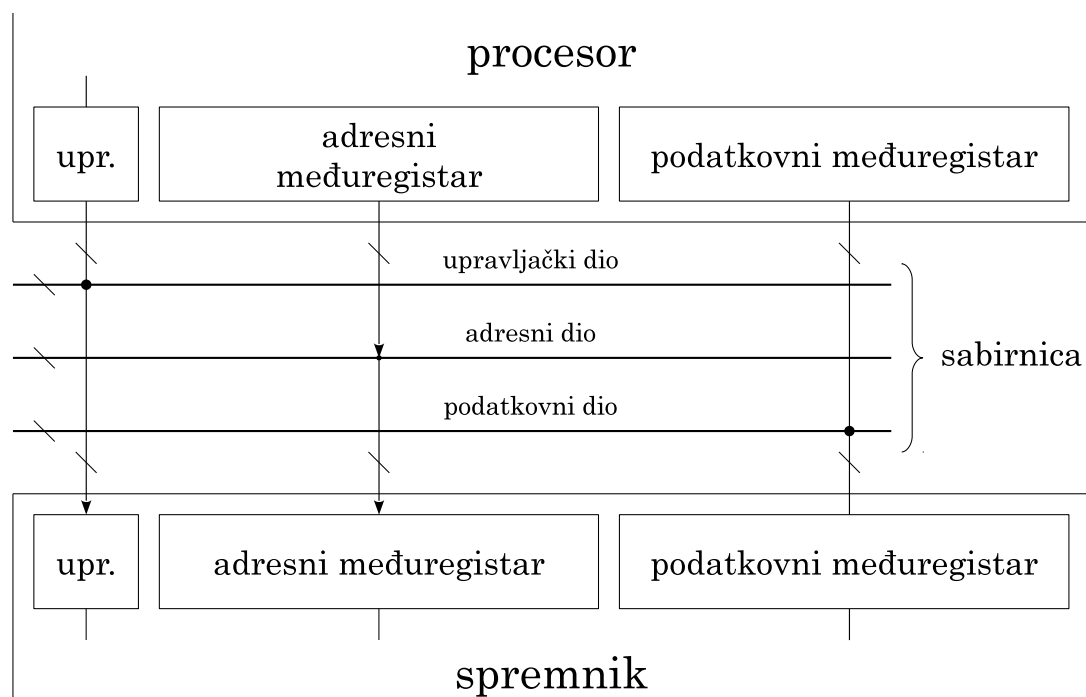
2.2. Kratki opis komponenata sabirničkog modela računala

U ovom poglavlju su razmotrene samo osnovne komponente: procesor, spremnik i sabirnicu.

2.2.1. Sabirnica

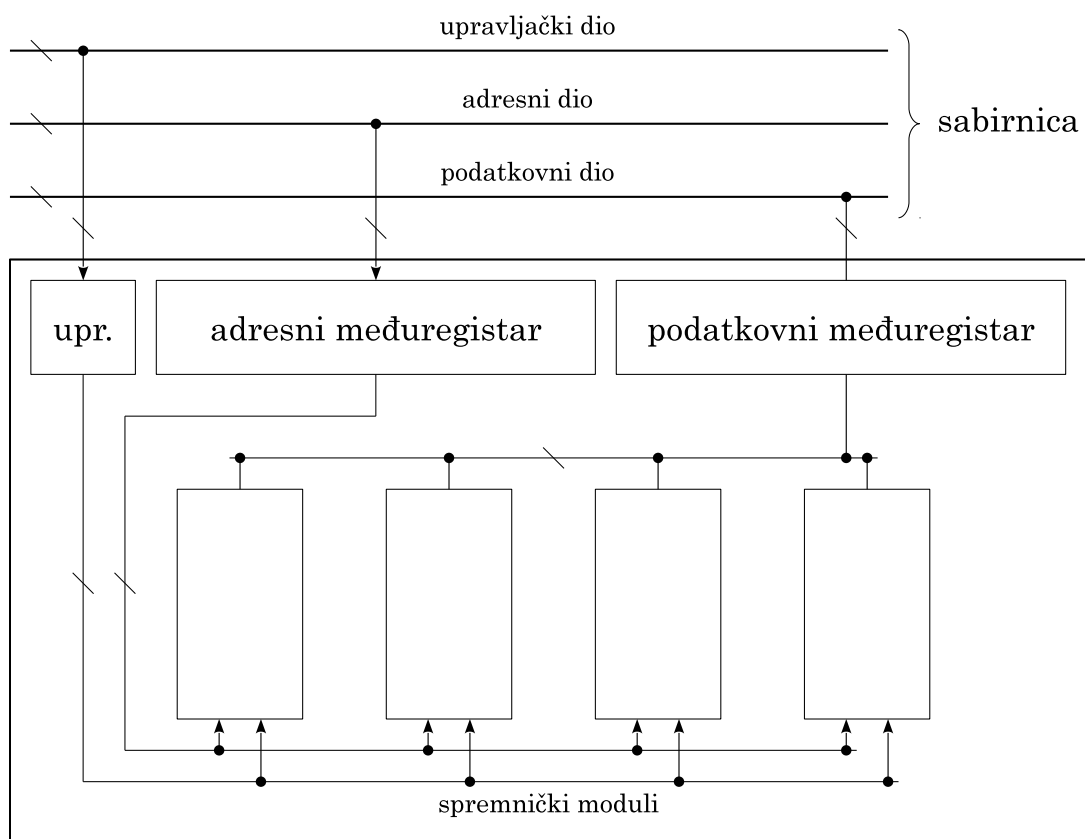
Sabirnica se sastoji od tri dijela:

- adresnog dijela
- podatkovnog dijela
- upravljačkog dijela (npr. signali piši ili čitaj, BREQ, BACK, prekidi, ...)



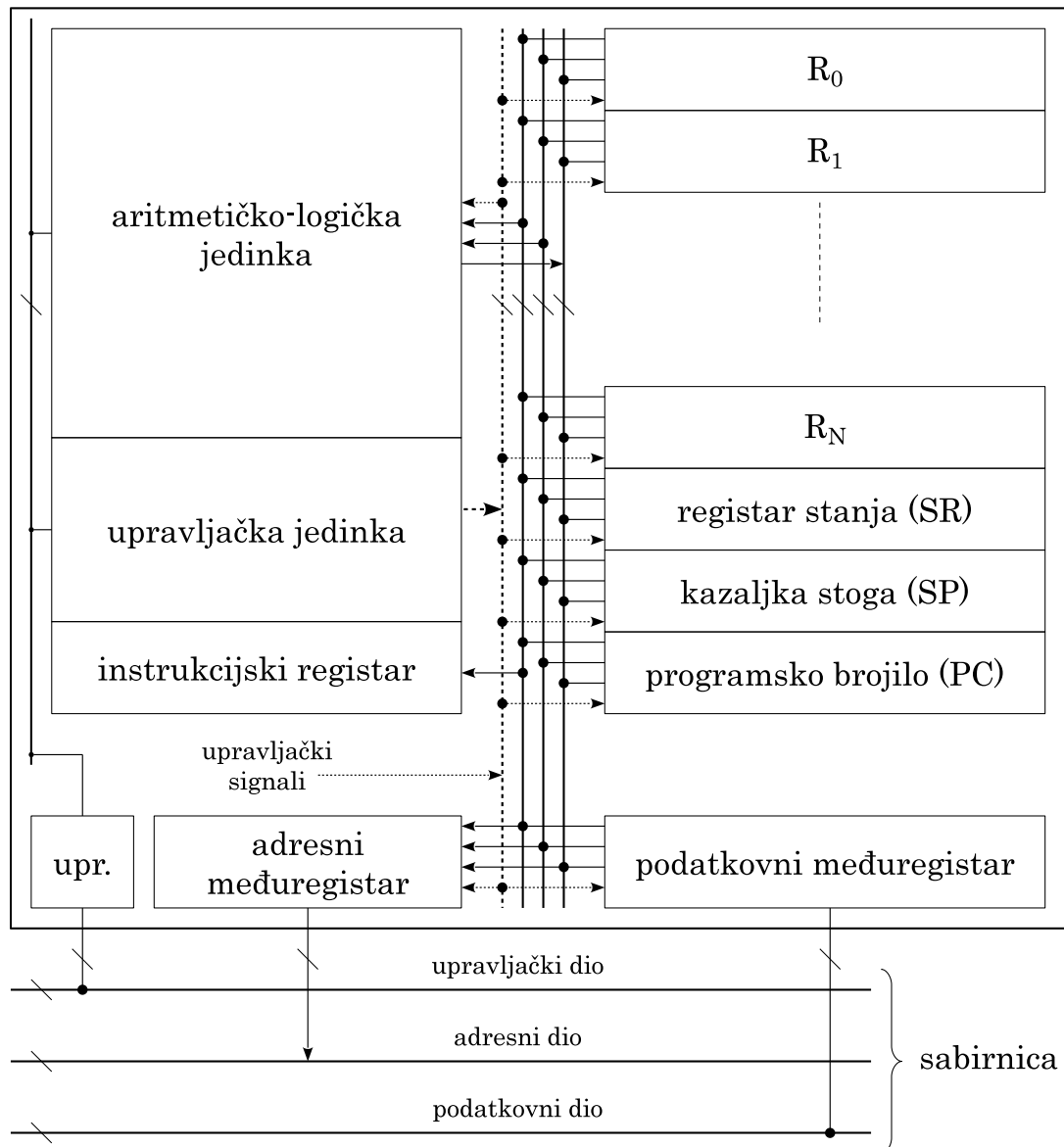
Slika 2.2. Model sabirnice

2.2.2. Spremnik



Slika 2.3. Model spremnika

2.2.3. Procesor



Slika 2.4. Model procesora

Procesor se sastoji od elemenata:

- aritmetičko-logička (AL) jedinka
- registri opće namjene (npr. R_0 - R_7)
- programsko brojilo PC
- kazaljka stoga SP
- registar stanja SR
- *upravljачka jedinka*
 - *instrukcijski registar*
 - *upravljачki signali*
- *adresni međuregistar*
- *podatkovni međuregistar*

Koso označeni elementi nisu izravno dostupni programeru. Ostali elementi jesu i čine “programerski model” procesora.

Procesor se može opisati kao automat koji ciklički obavlja sljedeće operacije:

Isječak kôda 2.1. Opis rada procesora

```
ponavlja {
    dohvati instrukciju na koju pokazuje PC
    povećaj PC tako da pokazuje na iduću instrukciju
    dekodiraj instrukciju
    obavi operaciju zadanu instrukcijskim kodom
    ( ovisi o instrukciji, npr. \ za AL instrukciju može biti:
      dohvati operande, obavi AL, spremi rezultat )
}
dok je procesor uključen
```

Instrukcije se mogu podijeliti na instrukcije za:

- premještanje sadržaja
- obavljanje AL operacija
- programske skokove i grananja
- posebna upravljačka djelovanja (npr. zabrana prekida)

Instrukcija (u strojnom obliku – niz bitova) se sastoji od:

- operacijskog koda (“koja operacija”) i
- adresnog dijela (operandi, adrese)

Posebno zanimljive instrukcije (s aspekta upravljačkog djelovanja OSa)

- ostvarenje instrukcija skoka: `adresa skoka => PC`
- poziv potprograma: `PC => stog; adresa potprograma => PC`
- povratak iz potprograma: `stog => PC`

2.3. Instrukcijska dretva

Pojam "dretva" – postolarski konac; iz "Čudnovate Zgode Šegrta Hlapića" Ivane Brlić Mažuranić: [...] *U torbu metne jedan modar rubac, pa jedno šilo, malo dretve i nekoliko komadića kože. Hlapić je, naime, bio pravi mali majstor, a postolar ne može da bude bez šila i dretve, kao ni vojnik bez puške.* [...]

Razlikujemo niz instrukcija (program) i izvođenje niza instrukcija (dretva).

Primjer 2.2. Primjer programa s grananjem i pozivima potprograma

Program (učitan u memoriju):

```
; Računanje faktoriijela
; zadano: N, pretpostavlja se N > 0 !
; rezultat spremi u: REZ
100      LDR R1, N      ; učitaj N u R0
104      LDR R0, N      ; R0 akumulira rezultat (umnožak)
108 PETLJA: SUB R1, 1    ; R1 = R1 - 1
112      CMP R1, 1      ; usporedi R1 i 1
116      BLE KRAJ       ; ako je R1 <= 1 skoči na KRAJ
120      PUSH R1        ; stavi R1 na stog - parametar funkcije
124      CALL MNOZI
128      ADD SP, 4       ; makni R1 s vrha stoga
132      B PETLJA       ; skoči na PETLJA
136 KRAJ:  STR R0, REZ   ; spremi R0 u REZ
        ...
; potprogram
200 MNOZI: LDR R2, [SP+4] ; dohvati parametar
204      MUL R0, R2      ; R0 = R0 * R2;
208      RET
```

Program ima 13 instrukcija. Međutim, pri izvođenju za različite N-ove dretva će obaviti različiti broj instrukcija.

Za N=3 samo će se jednom pozvati potprogram MNOZI, tj. ukupno će obaviti: $2 + (7 + 3) + 4 = 16$ instrukcija.

Za N=4: $2 + 2 * (7 + 3) + 4 = 26$ instrukcija.

Za N=100: $2 + 98 * (7 + 3) + 4 = 986$ instrukcija.

Primjer izvođenja za N=4 (dretva)

```
100      LDR R1, 4
104      LDR R0, 4
108 PETLJA: SUB R1, 1 ; R1 = 3 nakon ove instrukcije
112      CMP R1, 1 ;
116      BLE KRAJ ; nije ispunjen uvjet skoka
120      PUSH R1
124      CALL MNOZI
200 MNOZI: LDR R2, [SP+4] ; R2 = 3
204      MUL R0, R2      ; R0 = 4*3 = 12
208      RET
128      ADD SP, 4
132      B PETLJA
108 PETLJA: SUB R1, 1 ; R1 = 2
112      CMP R1, 1
116      BLE KRAJ ; nije ispunjen uvjet skoka
120      PUSH R1
124      CALL MNOZI
```

```
200 MNOZI:  LDR R2, [SP+4] ; R2 = 2
204          MUL R0, R2      ; R0 = 12*2 = 24
208          RET
128          ADD SP, 4
132          B PETLJA
108 PETLJA: SUB R1, 1 ; R1 = 1
112          CMP R1, 1
116          BLE KRAJ ; ispunjen je uvjet skoka
136 KRAJ:   STR R0, REZ
```

Program

- niz instrukcija (i podataka) koji opisuju kako nešto (korisno) napraviti
- program = slijed instrukcija u spremniku (“prostorno povezanih”)
- nalazi se u datoteci, na disku, ili u spremniku

Proces

- nastaje pokretanjem programa
- traži i zauzima sredstva sustava (spremnik, procesorsko vrijeme, naprave)

Izvođenjem programa (u procesu) instrukcije se ne izvode isključivo slijedno – zbog skokova i poziva potprograma

Slijed instrukcija kako ih procesor izvodi („vezane“ vremenom izvođenja) nazivamo *instrukcijska dretva* ili samo kraće *dretva* (engl. *thread*).

Dretva

- dretva = slijed instrukcija u izvođenju (“povezanih vremenom izvođenja”)
- dretva izvodi instrukcije programa, ona radi taj koristan posao

U nekom trenutku stanje dretve je određeno:

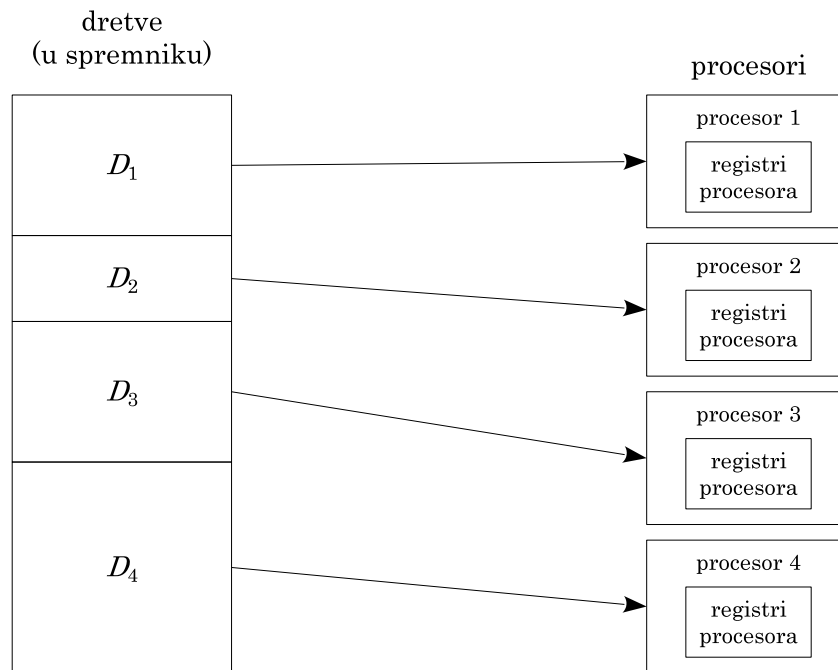
- instrukcijama, podacima koje koristi, sadržajem stoga → sve u spremniku
- sadržajima u registrima procesora → *kontekstom dretve*

Kako izvoditi više dretvi na jednom procesoru ili na manjem broju procesora od dretvi?

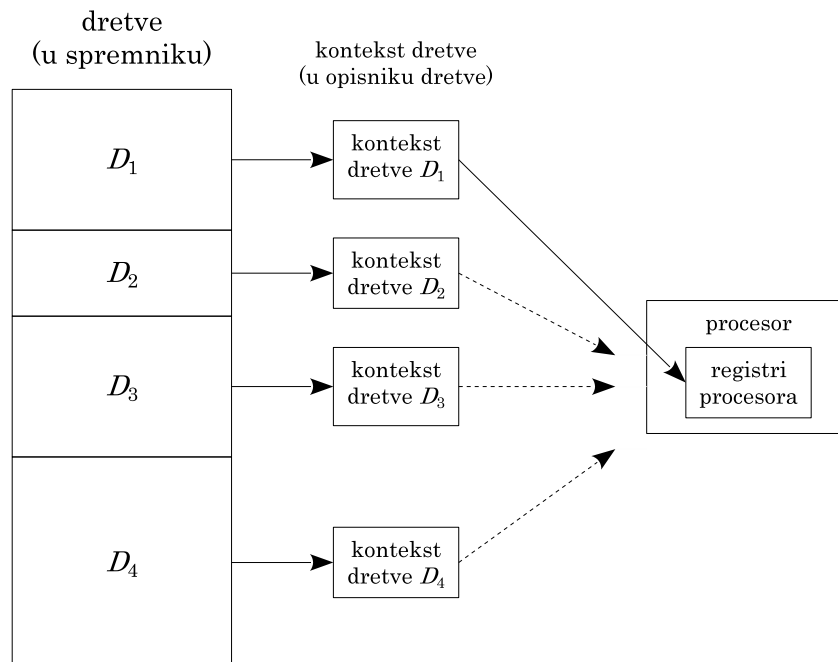
- ideja:
 1. “zamrznuti” dretvu koja se trenutno izvodi; maknuti ju u stranu;
 2. odabrati/uzeti drugu “zamrznutu” dretvu;
 3. “odmrznuti” tu dretvu i nastaviti s njenim radom
- kako to napraviti:
 1. “zamrznuti”: zaustaviti dretvu i pohraniti kontekst te dretve u spremnik
 2. “odmrznuti”: obnoviti kontekst dretve iz spremnika i nastaviti s njenim radom

2.4. Višedretveni rad

1. kada ima dovoljno procesora – svaka dretva se može izvoditi na zasebnom procesoru
2. kada nema dovoljno procesora – dretve dijele procesore naizmjeničnim radom



Slika 2.5. Višedretvenost na višeprocorskom sustavu



Slika 2.6. Višedretvenost na jednoprocesorskom sustavu

Višedretvenost se (na jednoprocesorskom sustavu) ostvaruje tako da se u nekom odabranom trenutku jedna dretva “zamjeni” drugom.

Postupak zamjene jedne dretve drugom:

1. prekida se izvođenje trenutno aktivne dretve (prekidom, opisano u idućem poglavlju)
2. sprema se kontekst aktivne dretve (trenutni sadržaji registara) u za to predviđeno mjestu u spremniku (u opisnik te dretve)
3. odabire se nova aktivna dretva
4. obnavlja se kontekst novoodabrane dretve (nove aktivne) te
5. aktivna dretva nastavlja s radom

U nastavku (idućim poglavljima) koristi se prikazani model jednostavnog računala, koji se postupno nadograđuje potrebnim sklopovljem i funkcionalnošću.

Pitanja za vježbu 2

1. Skicirati procesor – njegove osnovne dijelove, registre.
 2. Kako se koristi sabirnica?
 3. Što procesor trajno radi?
 4. Kako se ostvaruju instrukcije "za skok", "za poziv potprograma", "za povratak iz potprograma"?
 5. Što predstavljaju pojmovi: program, proces, dretva?
 6. Kako se ostvaruje višedretveni rad? Što je to kontekst dretve?
-

3. ULAZNO-IZLAZNE OPERACIJE, PREKIDNI RAD

U ovom poglavlju se razmatra upravljanje UI napravama s aspekta OS-a. OS treba upravljati napravama i preko nekog sučelja omogućiti i programima da komunikaciju s napravama.

Kako iz programa koristiti naprave?

- pristupa im se kao datotekama, uz dodatne opcije i potrebne provjere povratnih vrijednosti
- u C-u: open, close, read, write, fcntl ...

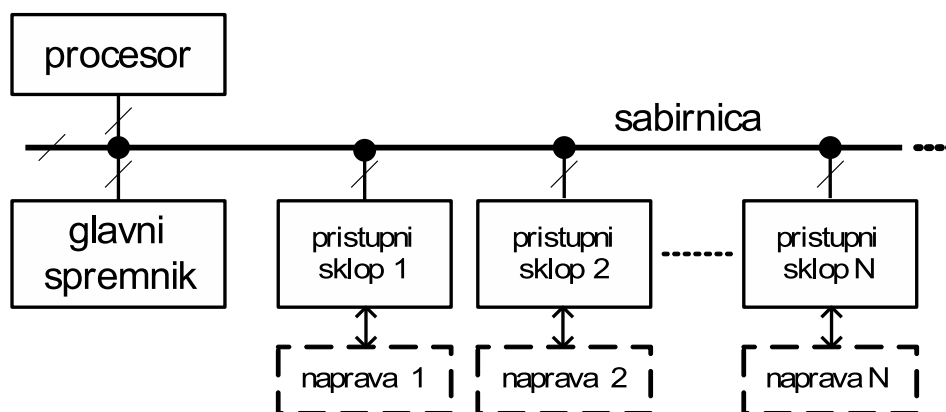
3.1. Spajanje naprava u računalo

Naprave koje se spajaju u računalo imaju različita svojstva

- način rada
 - znak-po-znak ili u bloku stalne veličine (*character/block devices*)
 - pristup preko adrese ili korištenje posebnih instrukcija
- brzina prijenosa podataka
- primjeri naprava: zaslon, tipkovnica, miš, zvučnici, disk, mreža, grafička kartica, ...
- u idućim razmatranjima sve osim procesora, spremnika i sabirnice su naprave

Pristupni sklop naprava

Zbog različitih svojstava naprave se ne spajaju izravno na (glavnu) sabirnicu, već se spajaju preko međusklopa – *pristupnog sklopa*.



Slika 3.1. Spajanje UI naprava na sabirnicu

Pristupni sklop:

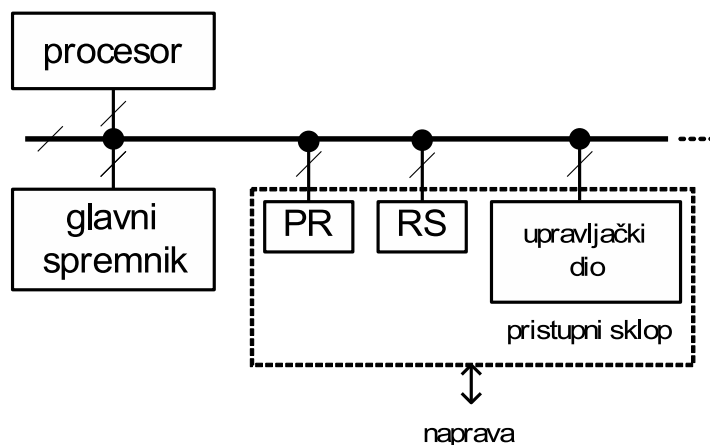
- "zna" komunicirati sa sabirnicom (njenim protokolima)
- "zna" komunicirati s napravom (njenim protokolima, primjerice USB, SATA, PCIe, Ethernet, WiFi, VGA, HDMI, DP, analogni audio izlaz, S/PDIF ...)

Naprave se mogu koristiti na nekoliko načina:

1. radnim čekanjem (engl. *busy-waiting, polling*)
2. prekidima (engl. *interrupts*)
3. izravnim pristupom spremniku (engl. *direct-memory-access – DMA*)

3.2. Korišćenje UI naprava radnim čekanjem

Procesor “aktivno” (u programskoj petlji) čeka da naprava postane spremna za komunikaciju



Slika 3.2. Pristupni sklop UI naprave

Elementi pristupnog sklopa i njegovo ponašanje

- PR – podatkovni registar, služi za prijenos podataka
- RS – registar stanja, sadrži zastavicu ZASTAVICA koja pokazuje je li pristupni sklop spreman za komunikaciju s procesorom (ZASTAVICA==1) ili nije (ZASTAVICA==0)
- Upravljački dio s jedne strane osluškuje sabirnicu i radi odgovarajuću akciju kad detektira adresu PR-a ili RS-a, a s druge strane upravlja komunikacijom prema priključenoj napravi.
- Procesor u petlji čita RS dok ZASTAVICA ne postane jednaka 1.

Isječak kôda 3.1. Primjer čitanja jednog podatka s naprave - u pseudokodu

```
dok je ZASTAVICA == 0 radi //radno čekanje
;                               //u petlji čita RS i ispituje bit ZASTAVICA
pročitaj PR
```

Isječak kôda 3.2. Primjer čitanja jednog podatka s naprave - u assembleru

```
ADR R0, RS      ; adresa registra stanja u R0
ADR R1, PR      ; adresa podatkovnog registra u R1
petlja:
LDR R2, [R0]    ; pročitaj registar stanja (sa zastavicom) +\ radno
CMP R2, 0       ; +\ čekanje
BEQ petlja      ; +/
LDR R2, [R1]    ; pročitaj znak iz pristupnog sklopa u registar R2
... ; obrada pročitanoog podatka, npr. samo spremanje u spremnik
```

Svojstva radnog čekanja kao načina upravljanja UI:

- + prednost: sklopovlje je vrlo jednostavno
- nedostatak: procesor ne radi produktivno, nema koristi od tisuća iteracija petlje
 - drukčijim programom se to ponekad može ublažiti, npr. pojedini sklop se provjerava periodički, provjerava se više sklopova ("prozivanje"), ...

Radno čekanje se uglavnom koristi u jednostavnim sustavima (ugrađenim) pa ga nećemo više detaljnije razmatrati (iako takvih sustava ima najviše!).

3.3. Prekidni rad

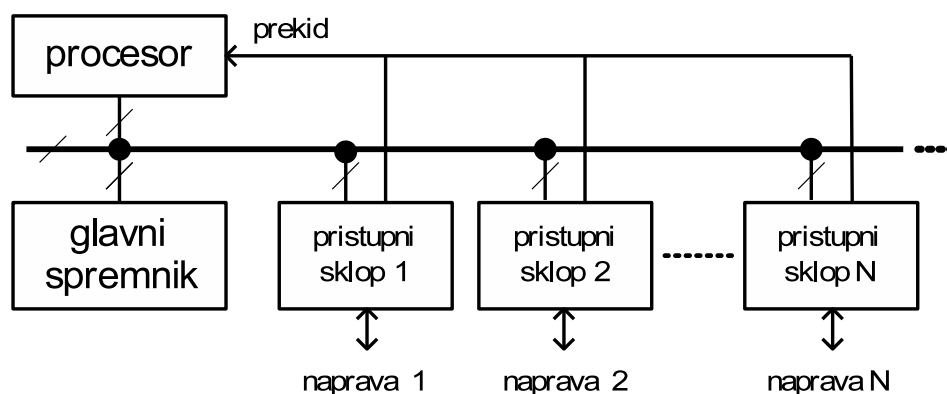
Ideja: kada nema podataka od naprave, procesor radi neki drugi manje bitan ali koristan posao. Kada dođe novi podatak od naprave, naprava sama traži obradu slanjem električnog signala do procesora (npr. bit ZASTAVICA iz registra stanja pristupnog sklopa postaje taj signal).

U nastavku se poistovjećuju pojmovi: prekidni signal == zahtjev za prekid == prekid

Prekidni rad pokazan je bez dodatnog sklopa za prihvatanje prekida ("s minimalnim sklopovljem"; poglavlja 3.3.1. i 3.3.3.) i s dodatnim sklopom (poglavlje 3.3.4.).

3.3.1. Prekidni rad bez sklopa za prihvatanje prekida ("bez prioriteta")

Svi zahtjevi za prekide izravno dolaze procesoru preko zajedničkog vodiča (npr. spojeni ILI).



Slika 3.3. Skica najjednostavnijeg sustava za prekidni rad

Kako se procesor treba ponašati kad dobije zahtjev za prekid?

Zahtjev za prekid može doći u bilo kojem trenutku:

1. dok se izvodi neka dretva (program)
2. dok se obrađuje prijašnji prekid

Za 1. procesor (najčešće) treba prihvatiti zahtjev i privremeno prekinuti dretvu.

Za 2. procesor (najčešće) treba privremeno ignorirati zahtjev.

Prihvatanje zahtjeva za prekid mora popratiti nekoliko akcija:

- mora se omogućiti kasniji nastavak rada prekinute dretve (spremiti njen kontekst)
- mora se spriječiti daljnje prekidanje, dok se prekid ne obradi (ili dok se drukčije ne definira)

Načini rada procesora

- Korisnički način rada
 - manje privilegirani, neke stvari nisu dostupne (instrukcije, registri, spremničke lokacije)
- Prekidni načina rada – jezgrin/sustavski način rada
 - privilegirani način rada – dozvoljene su sve operacije (instrukcije), dostupni su svi registri/podaci/resursi
 - jednostavniji procesori (mikrokontroleri) imaju samo ovaj način rada

Postupak prihvata prekida od strane procesora (ispitno pitanje)

Operacije koje procesor bez sklopa za prihvrat prekida radi u slučaju zahtjeva za prekidom

- a) početno stanje: procesor izvodi neku instrukciju
- b) pojavljuje se zahtjev za prekid
- c) procesor dovršava trenutnu instrukciju (regularno, ona se ne prekida)
- d) po dovršetku instrukcije (na kraju, prije dohvata iduće):
 - ako su prekidi omogućeni (u procesoru preko SR) i zahtjev za prekid je postavljen, procesor radi slijedeće ("postupak prihvata prekida" u užem smislu):
 1. zabrani daljnje prekidanje
 2. prebaci se u prekidni način rada (jezgrin, sustavski)
 - adresiraj sustavski dio spremnika, aktiviraj sustavku kazaljku stoga
 3. na stog pohrani programsko brojilo (PC) i registar stanja (SR)
 4. u PC stavi adresu "prekidnog potprograma"
 - ta je adresa najčešće ili ugrađena u procesor (bira se prema vrsti prekida), ili se koristi tablica za odabir adrese (i koristi se prekidni broj)

Navedeno je **ugrađeno ponašanje procesora**.

Opis rada procesora (kod sa 2.1.) treba proširiti prema 3.3..

Isječak kôda 3.3. Opis rada procesora s podrškom za prekide

```
ponavlja {
    dohvati instrukciju na koju pokazuje PC          \ ovaj dio
    povečaj PC tako da pokazuje na iduću instrukciju \ je isti
    dekodiraj instrukciju                             \ kao i prije
    obavi operaciju zadanu instrukcijskim kodom      \

    ako su prekidi omogućeni i zahtjev za prekid je postavljen tada
        zabrani daljnje prekidanje
        prebaci se u prekidni način rada
        na stog pohrani programsko brojilo i registar stanja
        u programsko brojilo stavi adresu prekidnog potprograma
    }
dok je procesor uključen
```

Prekidni potprogram može izgledati ovako (u najjednostavnijem slučaju):

Prekidni potprogram

```
{
  pohrani kontekst na sustavski stog (osim PC i SR koji su već tamo)
  ispitnim lancem odredi uzrok prekida (ispitujući RS pristupnih sklopova) => I
  signaliziraj napravi da je njen zahtjev za prekid prihvaćen

  obradi_prekid_naprave_I //npr. poziv funkcije upravljačkog programa

  obnovi kontekst sa sustavskog stoga (osim PC i SR)
  vrati_se_u_prekinutu_dretvu //jedna instrukcija opisana u nastavku
}
```

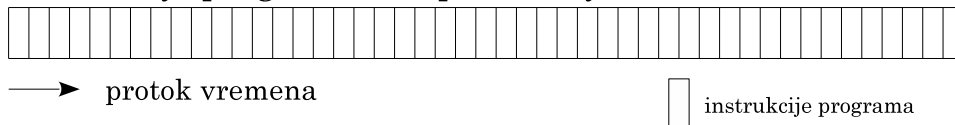
instrukcija: vrati_se_u_prekinutu_dretvu

```
{
  obnovi PC i SR sa sustavskog stoga
  prebaci (vrati) se u način rada prekinute dretve (definiran u SR)
  dozvoli prekidanje
}
```

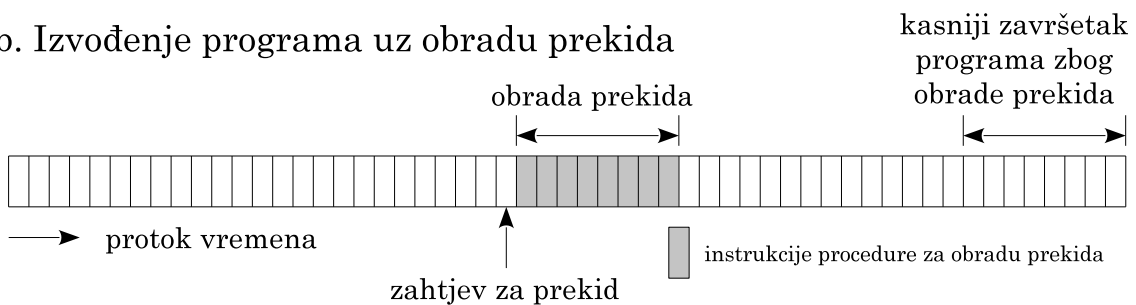
Obnavljanje registra stanja vraća dretvu u prethodni način rada (korisnički, ako se vraćamo u dretvu ili sustavski ako se vraćamo u obradu nekog prekinutog prekida).

Obrada prekida naprave može uključivati razne operacije, od samog kopiranja podatka u radni spremnik do složenih operacija (npr. aktivaciju neke dretve).

a. Izvođenje programa bez prekidanja



b. Izvođenje programa uz obradu prekida



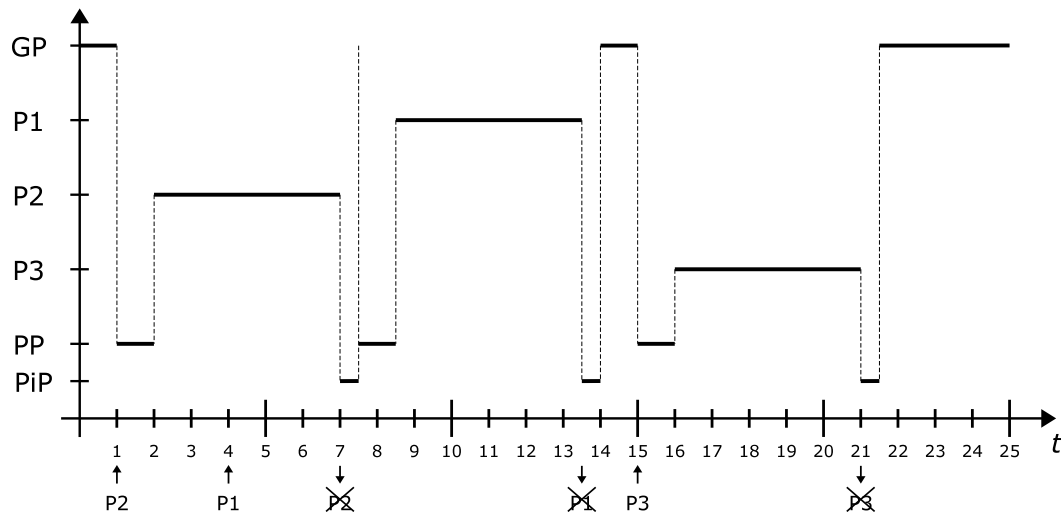
Slika 3.4. Utjecaj prekida na odgodu programa

Zadatak 3.1. Primjer obrade niza zahtjeva za prekid

U nekom sustavu javljaju se prekidi: P1 u 4. ms, P2 u 1. ms te P3 u 15. ms. Obrada svakog prekida traje 5 ms (koristan dio obrade). Postupak prihvata prekida (PP, spremanje konteksta prekinute dretve, ispitni lanac) neka traje 1 ms. Povratak iz prekida (PIP, obnova konteksta i povratak u dretvu) neka traje 0,5 ms.

- Grafički prikazati rad procesora u glavnom programu (GP), obradama P1, P2 i P3 te kućanskim poslovima PP i PIP.
- Koliko se ukupno vremena potroši na kućanske poslove (PIP + PP)?
- Koliko se odgađa obrada GP zbog ta tri prekida?

a)



b) 3 prekida puta (PP + PIP) = $3 * 1,5 = 4,5$ ms

c) u intervalu 1 – 21,5 GP je radio 1 ms; odgođen je $21,5 - 1 - 1 = 19,5$ ms

Svojstva upravljanja napravama prekidom, bez sklopa za prihvata prekida

- + radi, jednostavno sklopovlje i programska potpora
- potrebno je dodatno sklopovlje (procesor s potporom za prihvata prekida)
- problem: nakon početka obrade jednog prekida (tijekom njegove obrade) svi novi zahtjevi MORAJU pričekati kraj obrade prethodnog
 - u nekim se sustavima (za rad u stvarnom vremenu) podrazumijeva da obrade prekida traju vrlo kratko te je kod njih i ovakav način prihvata i obrade prekida dovoljno dobar
 - ako to nije prihvatljivo, mora se promijeniti način prihvata prekida (programski ili uz sklop, opisano u nastavku)
 - kada obrada jednog prekida završi, jedan od postojećih zahtjeva će se obraditi idući
 - * koji zahtjev će se obraditi idući?
 - * ovisi o redoslijedu ispitivanja naprava u ispitnom lancu u prekidnom potprogramu
 - * taj redoslijed definira “prioritet” naprava

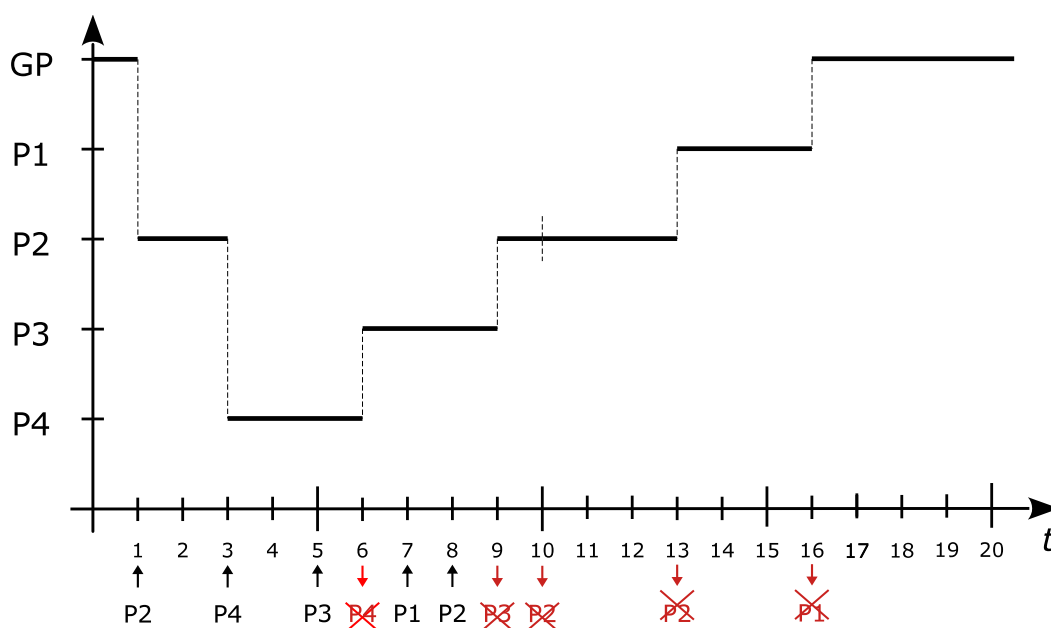
3.3.2. Poželjni (idealni) način prihvata prekida

Obrada prema prioritetu

- Želimo zahtjevima dodijeliti prioritet da se obrađuju prema njemu, prvo oni većeg prioriteta.
- Kada zahtjev većeg prioriteta dođe za vrijeme obrade zahtjeva manjeg prioriteta, on treba privremeno prekinuti tu obradu i započeti svoju
 - po završetku te obrade nastaviti prethodno prekinutu obradu ili
 - ako se u međuvremenu (za vrijeme ove obrade) pojavio novi zahtjev manjeg prioriteta od ovog u obradi ali većeg od prekinute obrade, započeti obradu takva zahtjeva (i odgoditi nastavak prekinute)
- Arhitekt sustava treba pridijeliti prioritete zahtjevima prema UI napravama koje ih izazivaju. U stvarnosti se to ostvaruje sklopovima, odnosno, dovodenjem zahtjeva za prekid do jednog od ulaza sklopa za prihvata prekida te programiranjem takvog sklopa da taj ulaz ima takav prioritet.
- U pojednostavljenom prikazu svakoj napravi ćemo dodijeliti identifikacijski broj (redni broj) koji će ujedno označavati i prioritet. Naprava X ima prioritet X. Neka veći broj označava bitnije naprave, tj. "veći prioritet"
- obradu prema prioritetima prekida možemo ostvariti: *programski* ili *sklopovski*

Kućanski poslovi

- u postupku prihvata prekida obavljaju se razne operacije: prihvata prekida od strane procesora te operacije u prekidnom potprogramu – sve su one neophodne u pojedinom načinu prihvata prekida
- ali samo "obradi prekid naprave I" radi koristan posao
- sve ostalo su "kućanski poslovi" te bi željeli da traju što kraće, tj. u idelnom scenariju kao da ih nema, slično kao na primjeru 3.5.



Slika 3.5. Primjer idealnog prihvata prekida

3.3.3. Obrada prekida prema prioritetima, bez sklopa za prihvatanje prekida

Ideja programskog rješenja:

- sama obrada prekida (korisna/čista obrada) neka se obavlja s dozvoljenim prekidanjem
- na svaki zahtjev za prekid pozvati proceduru koja će ustanoviti prioritet zahtjeva i usporediti ga s trenutnim poslom:
 - ako je novi zahtjev prioritetniji odmah započinje njegova obrada (prekinuti posao se nastavlja kasnije)
 - u protivnom, novi zahtjev se samo zabilježi te se nastavlja s prekinutom obradom (novi zahtjev će doći na red kasnije)
- prekidima (napravama) treba dodijeliti prioritete
 - u nastavku je (radi jednostavnosti algoritma) prioritet određen brojem naprave, veći broj $\Rightarrow$ veći prioritet

Podatkovna struktura rješenja:

- TEKUĆI_PRIORITET – prioritet tekućeg posla, 0 kad se izvodi obična dretva ("glavni program"), broj I za obradu prekida naprave rednog broja I (njena prioriteta)
- OZNAKA_ČEKANJA[] – polje od N elemenata (N je najveći prioritet)
 - OZNAKA_ČEKANJA[I] označava da li naprava I čeka na početak obrade ili ne
- KON[N] – rezervirano mjesto u spremniku za pohranu konteksta dretve pri obradi pojedinog prekida; uz kontekst dretve sprema se i tekući prioritet

Isječak kôda 3.4. Prihvatanje prekida prema prioritetima (bez sklopa)

```

Prekidni potprogram //prihvatanje prekida
{
    spremi kontekst na sustavski stog (osim PC i SR)
    ispitnim lancem utvrdi uzrok prekida, tj. indeks I
    signaliziraj napravi da je njen zahtjev za prekid prihvaćen
    OZNAKA_ČEKANJA[I] = 1

    dok je (I > TEKUĆI_PRIORITET) //idemo u obradu prekida prioriteta "I"?
        OZNAKA_ČEKANJA[I] = 0
        pohrani kontekst sa sustavskog stoga i TEKUĆI_PRIORITET u KON[I]
        TEKUĆI_PRIORITET = I

        omogući prekidanje
        obradi_prekid_naprave_I //koristan posao (ostalo su "kućanski poslovi")
        zabrani prekidanje

        iz KON[I] obnovi TEKUĆI_PRIORITET i a kontekst stavi na sustavski stog

        I = max { J | za sve J za koje vrijedi: OZNAKA_ČEKANJA[J] != 0 }
        //od naprava koje čekaju na početak obrade, naprava I ima najveći prioritet
        //npr. I=0; za j=0 do N radi: ako je OZNAKA_ČEKANJA[J]!=0 onda I=J;
    }

    obnovi kontekst sa sustavskog stoga (osim PC i SR)
    vrati_se_u_prekinutu_dretvu
}

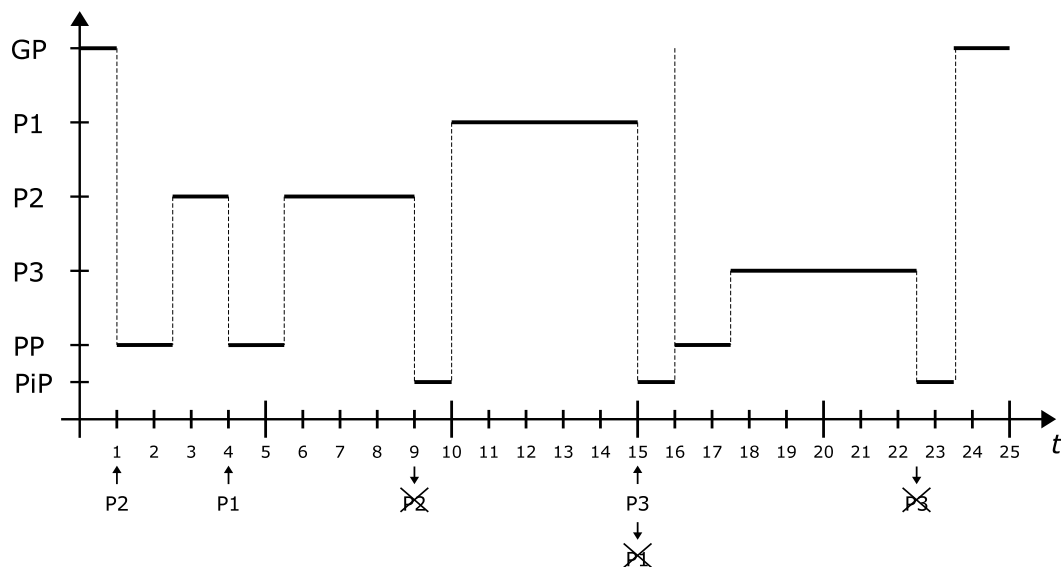
```

Zadatak 3.2. Primjer obrade niza zahtjeva za prekid, uz prioritete

U nekom sustavu koji nema sklop za prihvatanje prekida, ali ima programski rješenu obradu prekida prema prioritetima, javljaju se prekidi: P1 u 4. ms, P2 u 1. ms te P3 u 15. ms. Prioriteti prekida zadani su brojem: P1 ima najmanji, a P3 najveći prioritet. Obrada svakog prekida traje 5 ms. Postupak prihvata prekida (PP) neka traje 1,5 ms. Povratak iz prekida (PIP) neka traje 1 ms.

- Grafički prikazati rad procesora u glavnom programu (GP), obradama P1, P2 i P3 te kućanskim poslovima PP i PIP.
- Koliko se ukupno vremena potroši na kućanske poslove?
- Koliko se odgađa obrada GP zbog ta tri prekida?

a)



b) 3 prekida puta (PPP + PIP) = $3 * (1,5 + 1) = 7,5$ ms

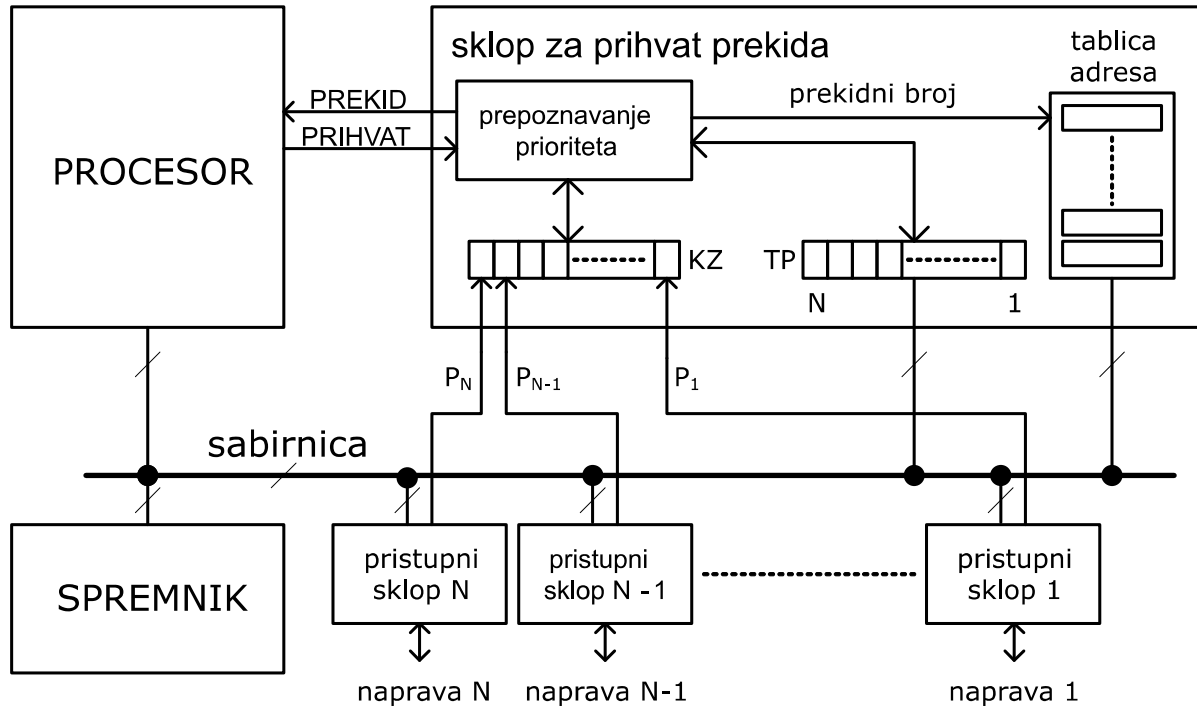
c) GP prekinut u 1. ms, nastavlja u 23,5 $\Rightarrow$ 22,5 ms je odgođen

Svojstva prihvata i obrade prekida prema prioritetima, bez posebnog sklopa

- + prekidi se obrađuju u skladu s prioritetima
- + nije potrebno posebno sklopovlje za to
- nedostatak – svaki prekid uzrokuje “kućanske poslove” tj. poziv prekidnog potprograma, čak i prekidi manjeg prioriteta
 - kako riješiti taj nedostatak? jedino korištenjem dodatnog sklopovlja

3.3.4. Obrada prekida korištenjem sklopa za prihvata prekida

Sustav sa sklopom za prihvata prekida povećava efikasnost sustava, smanjujući "kućanske poslove" zadržavanjem prekida manjeg prioriteta od onog koji je trenutno u obradi.



Slika 3.6. Sklop za prihvata prekida

Elementi sklopa:

1. registar KZ – kopije ZASTAVICA pristupnih sklopova
2. registar TP – tekući prioritet – prioritet posla koji procesor trenutno radi
3. tablica adresa – za svaki prioritet sadrži adresu odgovarajuće funkcije za obradu prekida
4. sklop za prepoznavanje prioriteta

Pristupni sklopovi svoj zahtjev za prekid prosljeđuju sklopu za prihvata prekida – postavlja se odgovarajuća zastavica u registru KZ koja odgovara prioritetu spojene naprave.

Sklop za prihvata prekida cijelo vrijeme uspoređuje registre KZ i TP:

- uspoređuju se indeksi najznačajnijeg postavljenog bita iz oba registra
 - "matematički": $MSB(KZ)$ i $MSB(TP)$, uz $MSB(x) = \lfloor \log_2(x) \rfloor$ (the most significant bit)
- kada se dogodi zahtjev većeg prioriteta ($MSB(KZ) > MSB(TP)$):
 1. sklop šalje signal PREKID prema procesoru
 2. procesor mu u nekom trenutku odgovara s PRIHVAT (ne mora odmah!)
 3. na signal PRIHVAT sklop radi slijedeće:
 - a) definira prekidni broj $I=MSB(KZ)$ (najveći prioritet zahtjeva pristupnih sklopova)
 - b) iz tablice adresa uzima I-tu adresu i stavlja ju na sabirnicu
 - c) briše bit $KZ[I]=0$ (zahtjev više ne čeka, ide u obradu)

Ponašanje procesora u postupku prihvata prekida treba promijeniti u odnosu na prihvrat prekida bez sklopa, ali samo u zadnjem koraku, korak 4 treba zamijeniti koracima 4 i 5:

1. zabrani daljnje prekidanje
2. prebaci se u prekidni način rada (jezgrin, sustavski)
3. na stog pohrani programsko brojilo (PC) i registar stanja (SR)
4. **postavi signal PRIHVAT**
5. **sa sabirnice dohvati adresu funkcije za obradu prekida** te ju stavi u PC

Funkcije za obradu prekida trebaju izgledati prema kodu:

```
1 obrada_prekida_naprave_I {
2     pohrani kontekst na sustavski stog (osim PC i SR)
3     dohvati i pohrani registar TP na sustavski stog
4     TP[I] = 1
5
6     dozvoli prekidanje
7     obradi_prekid_naprave_I
8     zabrani prekidanje
9
10    obnovi TP sa sustavskog stoga
11    obnovi kontekst sa sustavskog stoga (osim PC i SR)
12    vrati_se_u_prekinutu_dretvu
13 }
```

Svojstva upravljanja prekidima sa sklopom za prihvrat prekida:

- + sa sklopom za prihvrat prekida izbjegavaju se nepotrebna prekidanja $\Rightarrow$ propuštaju se samo prioritetniji zahtjevi
- + manje “kućanskih poslova” (kraće traje prihvrat prekida i povratak iz prekida)
- potreban je sklop

U idućim poglavljima će se podrazumijevati da sustav posjeduje sklop za prihvrat prekida, koji će od sada biti dio procesora.

Zahtjevi za prekid iz zadataka 3.1. i 3.2. bi se korištenjem sklopa obradili redosljedom kao u 3.1. zbog toga što se u tim primjerima ne pojavljuje prekid većeg prioriteta koji bi prekinuo obradu prekida manjeg prioriteta. Međutim, s obzirom na to da se kod sustava koji imaju sklop ne radi prozivanje naprava već se izravno poziva funkcija koja obrađuje prekid, sam postupak prihvata prekida je brži (samo se pohranjuje kontekst i omogućuje prekidanje).

Zadatak 3.3. (ispitni zadatak)

U nekom sustavu javljaju se zahtjevi za prekid: P1 u 3. ms, P2 u 1. ms te P3 u 4. ms. Prioritet prekida određen je brojem (P3 ima najveći prioritet). Obrada svakog prekida traje po 4 ms. Grafički prikazati aktivnosti procesora u glavnom programu (GP), procedurama za obradu prekida (Pi) te procedurama za prihvrat prekida (PP) i povratak iz prekida (PiP) i to:

- a) u idealnom slučaju (*prekidi se obrađuju prema prioritetu, trajanje kućanskih poslova se zanemaruje*)
- b) bez sklopa za prihvrat prekida (*u sustavu koji nema sklop za prihvrat prekida u kojem se po prihvatu nekog prekida on obrađuje do kraja – nema ni programske ni sklopovske potpore za obradu prekida prema prioritetima*), uz trajanje prihvata prekida (PP) od 1 ms (*uključuje potragu za izvorom prekida – zahtjevi većeg prioriteta se prvi prihvataju*) te trajanje povratka iz prekida (PiP) od 0,5 ms (*obnova konteksta prekinute dretve*)
- c) bez sklopa ali s programskom potporom (*u sustavu koji nema sklop za prihvrat prekida, ali se programski određuje prioritet prekida – obrada prekida se odvija s dozvoljenim prekidanjem*), uz trajanje procedure za prihvrat prekida i određivanje prioriteta prekida od 1,5 ms (PP), te 1 ms za povratak iz prekida (PiP) (*na dovršetku obrade prekida ponovno treba pogledati ima li još nešto za obraditi*)
- d) sa sklopom za prihvrat prekida uz vrijeme prihvata prekida (*pohrana konteksta prekinute dretve*) od 0,5 ms (PP) te vrijeme povratka iz prekida (*obnove konteksta*) od 0,5 ms (PiP)

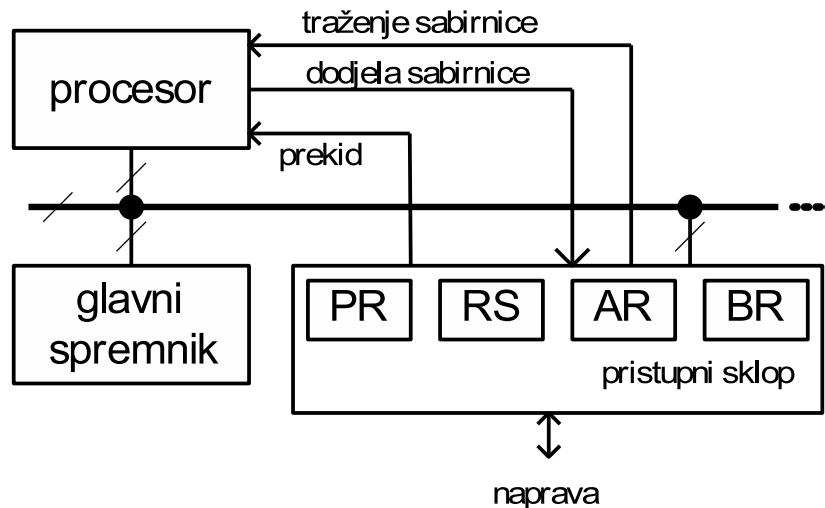
U trenutku t_x prikazati stanje korištene podatkovne strukture (za c) i d)).

Dodatna pravila za rješavanje:

- ako u istom trenutku neka obrada završava i pojavljuje se novi zahtjev za prekid pretpostavljamo da je ipak najprije završila obrada, a potom se dogodio zahtjev za prekid
 - ako u istom trenutku više naprava generira zahtjev za prekid najprije se prihvata onaj najvećeg prioriteta – ostale i dalje imaju postavljen zahtjev za prekid (na prekidnom ulazu procesora ili sklopa za prihvrat prekida)
-

3.4. Korištenje sklopova s izravnim pristupom spremniku

- pri korištenju prekida za upravljanje UI napravama dosta je neproduktivnog rada - kućanski poslovi spremanja/obnove konteksta, prozivanja naprava, ...
- koristan posao je često samo prijenos jednog podatka u spremnik ili iz spremnika
- može li prenošenje u spremnik ili iz njega prema UI napravama biti učinkovitije?
- može, proširenjem sklopovlja dodatnim mogućnostima



Slika 3.7. Pristupni sklop s izravnim pristupom spremniku

Elementi i rad pristupnog sklopa s izravnim pristupom spremniku (*direct memory access – DMA*)

- PR, RS – podatkovni registar i registar stanja (kao i prije)
- AR – adresni registar – od kuda/kamo (iz/u memoriju) se učitavaju/pohranjuju podaci naprave
- BR – brojilo podataka – koliko podataka još za prenijeti
- kad UI pristupni sklop ima novi podatak ili može preuzeti novi, on:
 - od procesora traži upravljanje sabirnicom za jedan ciklus (*bus request – BREQ*)
 - kad dobije upravljanje (*bus acknowledge – BACK*), prenosi podatak iz PR u spremnik ili obratno
- procesor prati zahtjeve tek kada on upravlja sabirnicom (u ovom modelu)
- po zahtjevu, procesor prepušta **idući** sabirnički ciklus zahtjevu

Pristupni sklop po inicijalizaciji (nakon učitavanja AR i BR od strane procesora) radi sljedeće:

```
dok je (BR > 0) {
    čeka na podatak VJ //ili na spremnost VJ za prihvrat novog podatka
    zatraži sabirnicu i čeka na dodjelu sabirnice //dvožično rukovanje!
    {AR, PR} na sabirnicu (+čitaj/piši signal)
    AR++
    BR--
}
postavi signal PREKID
```

Po jednom prijenosu procesor “izgubi” samo jedan ciklus na sabirnici

Ovakav sklop je pogodan kada treba prenijeti veću količinu podataka, inače je jednak običnome

Kada se prenesu svi podaci sklop izaziva prekid te ga procesor (eventualno) opet programira.

Primjer 3.1. Usporedba načina korištenja UI jedinice

a) neka procesor ima 10 MIPS-a te neka u sekundi prosječno treba prenijeti 1000 znakova

- radno čekanje => 100% procesorskog vremena, 10 korisnih instrukcija po prijenosu
 - $1000 \text{ (zn. u 1 s)} \cdot 10 \text{ (instr.)} / 10\,000\,000 \text{ (instr./s)} = 0,1\% \text{ korisnog rada}$
 - (ili $10 / 10\,000 = 0,1\% \text{ korisnog rada}$)
- prekidi: $\sim 200 \text{ instr. po prekidu} \Rightarrow 1000 \cdot 200 / 10\,000\,000 = 2\% \Rightarrow 98\% \text{ ostane!}$
 - (ili $200 / 10\,000 = 2\%, 98\% \text{ ostaje}$)
- DMA: $1000 / 10\,000\,000 = 0,01\% \Rightarrow 99,99\% \text{ ostane!}$
 - (ili $1 / 10\,000 = 0,01\%, 99,99\% \text{ ostaje}$)
 - nakon prijenosa bloka znakova izaziva se prekid; npr. kada je blok 1000 znakova onda bi nakon 1000. znaka bio prekid i njegova obrada s 200 instrukcija bi neznatno povećala opterećenje s 0,01 na 0,012

b) isti procesor, maksimalna brzina prijenosa (jako brza UI)

- radno čekanje: $10\,000\,000 / 10 = 1\,000\,000 \text{ znakova/s uz } 100\% \text{ opt. procesora}$
- prekidi: $10\,000\,000 / 200 = 50\,000 \text{ znakova/s uz } 100\% \text{ opt. procesora}$
- DMA (svaki 2. sabirnički ciklus): $10\,000\,000 / 2 = 5\,000\,000 \text{ znakova/s uz } 50\% \text{ opt. procesora}$

Primjer 3.2. Usporedba načina korištenja UI jedinice (2)

Neka sabirnica radi na 1 GHz, a naprava generira podatke frekvencijom 1 MHz.

- radno čekanje: 100% procesorskog vremena, $10^6 \cdot 10 / 10^9 = 0,01 = 1\% \text{ korisnog rada}$
- prekidi: $10^6 \cdot 200 / 10^9 = 0,2 = 20\%; 80\% \text{ ostaje!}$
- DMA: $10^6 / 10^9 = 0,001 = 0,1\%; 99,99\% \text{ ostaje!}$

Najveća brzina posluživanja vrlo brze naprave (uz isti procesor):

- radno čekanje: $10^9 / 10 = 10^8 \text{ podataka u sekundi uz } 100\% \text{ opt. procesora}$
- prekidi: $10^9 / 200 = 5 \cdot 10^6 \text{ podataka u sekundi uz } 100\% \text{ opt. procesora}$
- DMA: $10^9 / 2 = 5 \cdot 10^8 \text{ podataka u sekundi uz } 50\% \text{ opt. procesora}$

3.5. Usporedba načina upravljanja UI napravama

1. Radno čekanje

- u petlji se preko zastavica provjerava mogućnost slanja/primanja podataka

+ jednostavno sklopovlje (jeftino)

– neefikasno korištenje procesora (radno čekanje)

2. Prekidi

- ideja – biti efikasniji od radnog čekanja omogućujući procesoru da izvodi neki koristan posao, ali da ipak brzo reagira na događaj naprave
- pri prihvatu prekida potrebno je spremati kontekst prekinute dretve, a pri povratku obnoviti kontekst neke dretve (prekinute ili neke druge), tj. postoji cijena, dodatni poslovi (*overhead*) ovog pristupa (“kućanski poslovi”)
- nekoliko načina prihvata prekida:

2.1. bez prekidanja započete obrade (bez sklopa, bez prioriteta)

- kad se ustanovi tko traži prekid (ispitnim lancem) krenuti u njegovu obradu i dok ona ne završi ne prihvaćati nove zahtjeve

+ ne treba sklop za prihvata prekida

– ali bitni događaji (zahtjevi za prekid) mogu duže (predugo) čekati

2.2. programski prihvata prekida prema prioritetu (bez sklopa)

- uz dodatnu strukturu podataka pratiti što se događa i na novi zahtjev pravilno reagirati – samo zapisati novi zahtjev ako je manjeg prioriteta od onog što procesor radi, ili odmah i započeti obradu

+ ne treba sklop a ipak se prekidi obrađuju prema prioritetu

– malo više kućanskog posla

2.3. sa sklopom za prihvata prekida

- sklop prati prioritet onog što procesor radi i kad dođe zahtjev veće prioriteta proslijeđuje ga procesoru; u protivnom takav zahtjev čeka (sklop ga zadržava)

– treba sklop

+ prekidi se obrađuju prema prioritetu

+ puno manje kućanskih poslova (obzirom da dio njih obavi sklop)

3. Izravan pristup spremniku

- pristupni sklop sam prenosi podatke u/iz memorije (bez prekida, troši po jedan sabirnički ciklus za prijenos jednog podatka)

- sklop ima smisla kod naprava koje šalju/primaju više podataka, a tek kad su svi poslani/primljeni ide neka akcija (tek tada pristupni sklop izaziva prekid); npr. disk, mreža

+ efikasniji sustavi (uz gornju pretpostavku)

– složeniji pristupni sklop i procesor

– nisu za jednostavne naprave (npr. za tipkovnicu, miša, ...)

3.6. Prekidi generirani unutar procesora, poziv jezgre

1. Pri radu, procesor može izazvati razne greške kao što su:

- dijeljenje s nulom,
- nepostojeća adresa (operanda, instrukcije),
- nepostojeći operacijski kod,
- instrukcija se ne može izvesti s trenutnim ovlastima
- ...

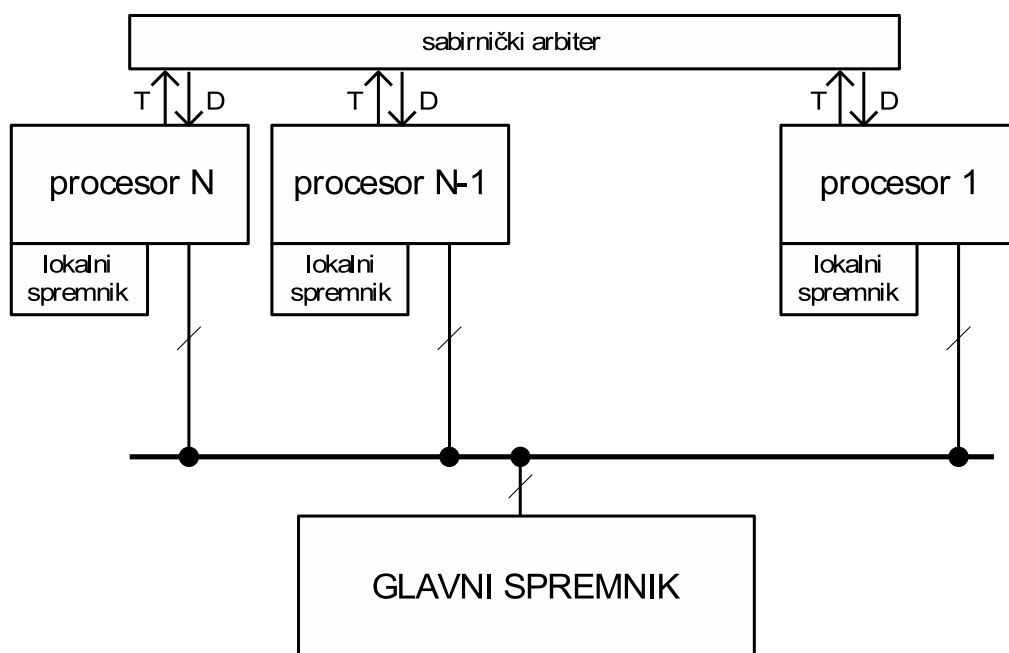
Dretvu koja je izazvala takvu grešku treba zaustaviti (ne može se oporaviti od takve greške). Mehanizam prekida je prikladan za takvu operaciju: procesor sam izaziva prekid, a u obradi prekida operacijski sustav prekida dretvu i miče ju iz sustava.

2. Kako dretva obavlja operacije koje zahtijevaju veće privilegije (privilegirane instrukcije)?

- ona namjerno izaziva prekid – *programski prekid* te se poziva *jezgrina funkcija* (5. poglavlje)
- jezgrine funkcija = unaprijed pripremljena, dio sustava

3.7. Višeprocorski (sabirnički povezani) sustavi

Ideja: proširiti DMA pristup, svaki DMA sklop zamijeniti procesorom, a “stari” procesor arbitrerom (upravljačem) sabirnice



Slika 3.8. Višeprocorski sustav

T – traženje sabirnice (BREQ – Bus Request)

D – dodjela sabirnice (BACK – Bus Acknowledge)

- sabirnicu dijele svi procesori
- lokalni (priručni) spremnici procesora se koriste da se smanji potreba za sabirnicom

Pitanja za vježbu 3

1. Navesti načine upravljanja ulazno-izlaznim napravama u računalnom sustavu (programska izvedba). Vrlo kratko opisati svaki od načina.
2. Čemu služi pristupni sklop? Od kojih se elemenata minimalno sastoji? Što je to “dvo-žično rukovanje”?
3. Što su to i čemu služe "prekidi"?
4. Zašto su potrebni različiti načini rada procesora (korisnički i sustavni/prekidni/nadgledni)?
5. Kako procesor prihvaća prekide (postupak prihvata)?
6. Što je to sklop za prihvrat prekida? Koje prednosti donosi njegovo korištenje?
7. Na koje sve načine se mogu prihvaćati i obrađivati prekidi?
8. Što su to “upravljački programi” (engl. *drivers*)?
9. Koji se problemi javljaju pri/zbog obrade prekida? (zabrana prekidanja, prioriteti)
10. Koji su sve izvori prekida? (izvan procesora, prekidi izazvani u procesoru-koji?)
11. Skicirati ostvarenje višeprocorskog sustava. Kako se upravlja zajedničkom sabirnicom u takvom sustavu? Čemu služe priručni spremnici uz procesor?
12. U nekom sustavu javljaju se prekidi P1 u 5. i 9. ms, P2 u 2. ms te P3 u 4. i 11. ms. Prioritet prekida određen je brojem (P3 ima najveći prioritet). Obrada svakog prekida traje po 2 ms. Grafički prikazati aktivnosti procesora u glavnom programu (GP), procedurama za obradu prekida (Pi) te procedurama za prihvrat prekida (PP) i povratak iz prekida (PiP) i to:
 - a) u idealnom slučaju
 - b) bez sklopa za prihvrat prekida, obrada uz zabranjeno prekidanje, uz trajanje prihvata prekida (PP) od 1 ms te 0,5 ms za povratak iz prekida (PiP)
 - c) bez sklopa ali s programskom potporom, uz trajanje prihvata prekida (PP) od 1,5 ms te 1 ms za povratak iz prekida (PiP)
 - d) sa sklopom za prihvrat prekida, uz trajanje prihvata prekida (PP) od 0,5 ms te 0,5 ms za povratak iz prekida (PiP).Odrediti stanje sustava i vrijednosti korištenih struktura podataka u $t=8.5$ ms.
13. U nekom sustavu sa sklopom za prihvrat prekida javljaju se prekidi P1 u 0. ms, P3 u 4. ms, P2 se javlja u 6. ms. Prioritet prekida određen je brojem (P3 ima najveći prioritet). Obrada svakog prekida traje po 4 ms. Grafički prikazati aktivnosti procesora u glavnom programu (GP), procedurama za obradu prekida (Pi) te procedurama za prihvrat prekida (PP) i povratak iz prekida (PiP) uz trajanje prihvata prekida od 0,5 ms (PP) te trajanje povratka iz prekida od 0,5 ms (PiP).
14. Usporediti svojstva sustava za upravljanje UI napravama korištenjem radnog čekanja, prekida te metode izravnog pristupa spremniku za sustav kod kojeg preko jedne UI naprave prosječno dolazi novi podatak svakih 0,1 ms, a sabirnica radi na 25 MHz.

4. MEĐUSOBNO ISKLJUČIVANJE U VIŠEDRETVENIM SUS-TAVIMA

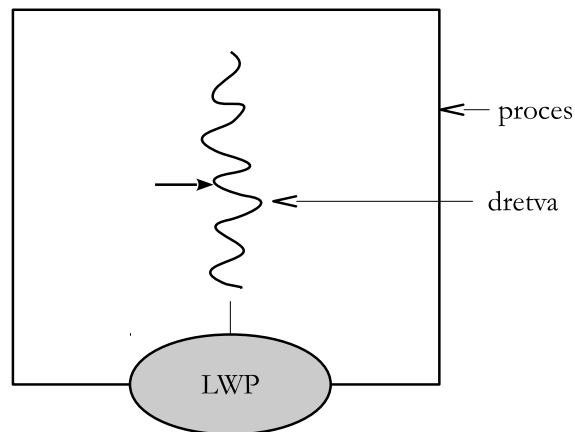
4.1. Osnovni pojmovi – program, proces, dretva

Program je statični niz instrukcija, nešto što je pohranjeno na papiru, disketi, memoriji

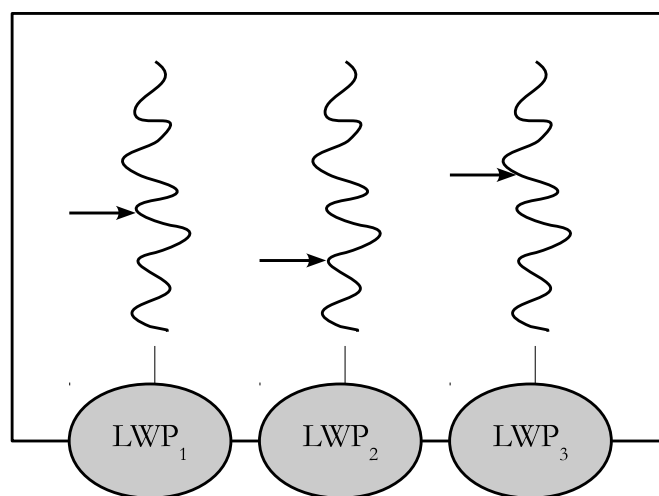
Proces je:

- skup računalnih resursa koji omogućuju izvođenje programa ili
- okolina u kojoj se program izvodi ili
- "sve što je potrebno" za izvođenje programa.

Dretva je niz instrukcija koji se izvodi. Proces se sastoji od *barem* jedne dretve



Slika 4.1. Tradicionalni proces



Slika 4.2. Moderan proces

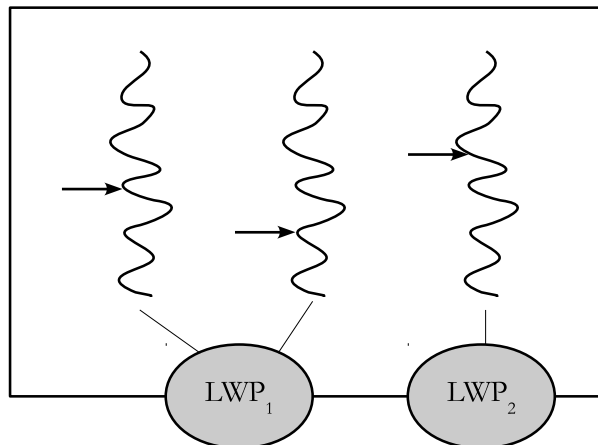
LWP:

- laki (engl. *lightweight*) proces, virtualni procesor, ono što OS vidi kao dretvu procesa
- u većini slučajeva LWP je isto što i dretva procesa

Danas: proces se sastoji od *barem* jedne dretve

Uobičajeno je da OS vidi i upravlja svim dretvama.

Međutim ima i iznimaka kada se nekim dretvama upravlja unutar procesa – OS ih ne vidi sve (npr. *fiber*).



Slika 4.3. Proces s vlastitim upravljanjem dretvi

Task Manager							
File Options View							
Processes Performance App history Startup Users Details Services							
Name	PID	User name	CPU	CPU time	Memory (p...	Base priority	Threads
System interrupts	-	SYSTEM	00	0:00:00	0 K	N/A	-
System Idle Process	0	SYSTEM	97	197:26:14	8 K	N/A	4
System	4	SYSTEM	00	0:16:37	20 K	N/A	148
svchost.exe	8	SYSTEM	00	0:00:01	1.648 K	Normal	7
Registry	96	SYSTEM	00	0:00:06	1.180 K	N/A	3
smss.exe	384	SYSTEM	00	0:00:00	156 K	Normal	2
svchost.exe	440	NETWORK...	00	0:00:24	6.304 K	Normal	14
csrss.exe	500	SYSTEM	00	0:00:03	748 K	Normal	12
wininit.exe	580	SYSTEM	00	0:00:01	544 K	High	3
csrss.exe	588	SYSTEM	00	0:00:44	936 K	Normal	15
winlogon.exe	684	SYSTEM	00	0:00:00	880 K	High	4
services.exe	704	SYSTEM	00	0:00:31	3.916 K	Normal	9
lsass.exe	736	SYSTEM	00	0:03:17	10.116 K	Normal	10
SgrmBroker.exe	808	SYSTEM	00	0:00:00	2.188 K	Normal	2
svchost.exe	868	SYSTEM	00	0:00:00	160 K	Normal	2

Slika 4.4. Primjer popisa dijela procesa s raznim parametrima i brojem dretvi u zadnjem stupcu

Skup zauzetih sredstava je isti za sve dretve istog procesa.

- postoji zajednički spremnik (proces)
 - cijeli adresni prostor (proces) je “zajednički spremnik” (programski gledano, najčešće se to osjeti u korištenju globalnih varijabli koje su “globalne” za sve dretve)
- komunikacija među dretvama je znatno brža (koriste se globalne varijable)
- komunikacija među dretvama istog procesa može se odvijati i bez uplitanja OSa

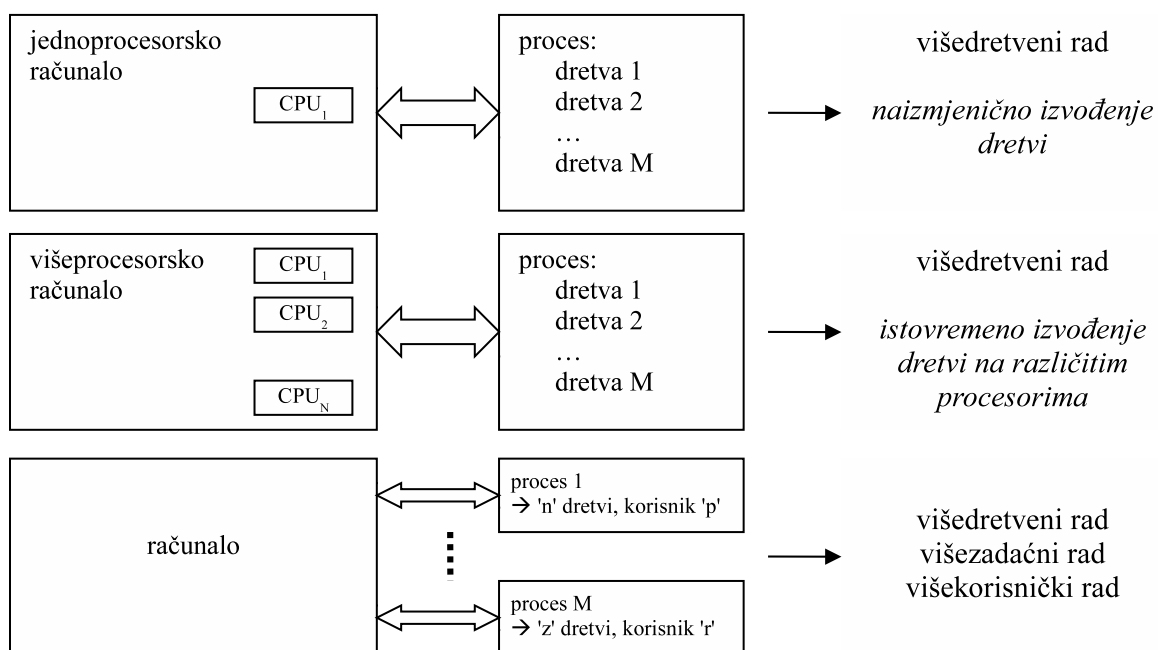
4.1.1. Višedretvenost

Višedretveni rad – izvođenje više dretvi u paraleli (ne nužno i istovremeno)

Višezadačni rad – više zadataka (različitih problema/programa) odjednom. Svaki zadatak izvodi se u zasebnom procesu, svaki s barem jednom dretvom

Kod *višeprocessorskih računala* više dretvi se može paralelno izvoditi na različitim procesorima

Kada imamo više dretvi od procesora višedretveni rad ostvaruje se *naizmjeničnim radom dretvi* na dostupnim procesorima



Slika 4.5. Usporedba raznih višedretvenih sustava

Današnji (moderni) operacijski sustavi su i višedretveni i višezadačni i višekorisnički (pogledati procese na UNIX/Win32 sustavima s *ps* / *Task Manager-om*).

4.1.2. Zašto koristiti višedretvenost?

Nedostaci:

- višedretvenost je skupa za OS, podrška je jako složena!!! (kao što će se i vidjeti u nastavku)
- višedretveno programiranje je složeno i podložno greškama
- potrebni su mehanizmi sinkronizacije i komunikacije (s kojima treba pažljivo)

Korist:

- višezadačnosti – više poslova paralelno
- učinkovito korištenje računala – paralelno koristiti elemente računala
 - iskoristiti višeprosorske sustave – intenzivni računalni problemi koji se daju rastaviti na bar djelomično neovisne dijelove
 - dok jedna dretva čeka dovršetak UI operacije (naprava radi za dretvu), procesor izvodi drugu dretvu (npr. kod poslužitelja jedna dretva čeka da se učitaju traženi podaci s diska, druga čeka da se dohvate svi podaci preko mreže, treća se izvodi na procesoru)
- složeni sustavi – načelom “podijeli i vladaj” smanjuje se složenost odvajanjem zasebnih aktivnosti u zasebne dretve (ali oprezno!)
- različite dretve upravljaju različitim elementima sustava – potrebni su različiti prioriteti i načini raspoređivanja

4.2. Višedretveno ostvarenje zadatka – zadatak i podzadaci

Svaki se zadatak, barem i “umjetno” može podijeliti na podzadatke, ako to nije očito iz strukture zadatka (dijelovi, paralelna obrada, ...)

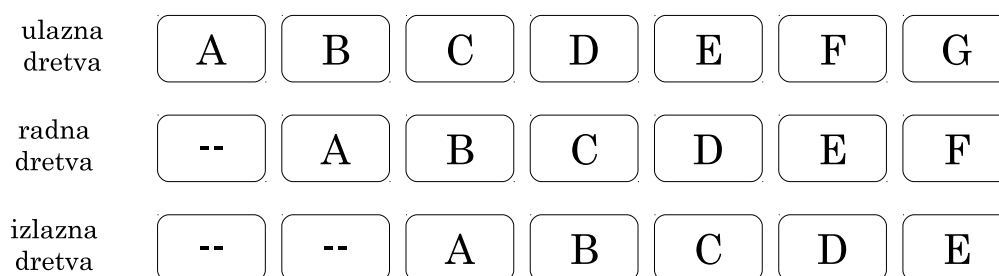
Jedna od mogućih podjela zadatka na podzadatke analogna protočnoj strukturi procesora je prikazana u nastavku.

Zadatak se može podijeliti na:

- podzadatak za čitanje ulaznih podataka – ulazna dretva
- podzadatak za obradu – radna dretva
- podzadatak za obavljanje izlaznih operacija – izlazna dretva

Navedena podjela može doprinijeti učinkovitosti sustava jer paralelno rade: ulazna jedinica, procesor i izlazna jedinica.

Korištenjem navedene podjele, zadatak se može izvoditi načelom cjevovodnog rada



Slika 4.6. Načelo cjevovodnog rada dretvi

Problem: razmjena podataka između dretvi kada dretvama treba različito vrijeme za odradu posla. Npr. radna dretva treba prije preuzimanja podataka od ulazne dretve pričekati da ulazna dovrši dohvat tih podataka. Isto tako ulazna dretva treba prije predaje podataka radnoj dretvi pričekati da radna dretva dovrši započetu obradu (rad na prethodno predanim podacima). I slično.

Dretve je potrebno uskladiti, tj. *sinkronizirati*!

Mnogi zadaci se mogu (smisleno) rastaviti na podzadatke, npr.: $Z_1 \rightarrow Z_2 \rightarrow \dots \rightarrow Z_N$.

Ipak, i u takvim slučajevima potrebno je sinkronizirati zadatke – urediti slijed njihova izvođenja – tko prije a tko poslije.

Problemi sinkronizacije:

- Kako ostvariti mehanizme sinkronizacije?
- Koje je dretve potrebno sinkronizirati?

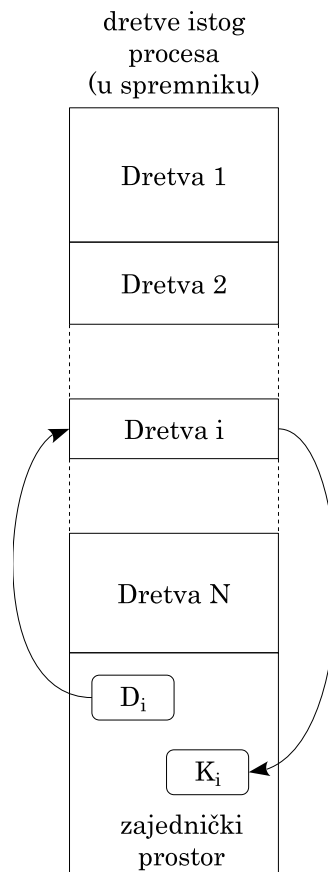
Postoje različiti oblici sinkronizacije. Za prethodne probleme potreban je mehanizam koji će jednu dretvu zaustaviti dok joj druga ne signalizira da može nastaviti. Jedan od sinkronizacijskih mehanizama za takvu sinkronizaciju jest semafor. Semafor se razmatra u idućem poglavlju, dok je ovdje prikazan jednostavniji sinkronizacijski mehanizam: *međusobno isključivanje*.

Svaki podzadatak se izvodi u svojoj dretvi. U nastavku se ponegdje umjesto podjele *zadatak* $\Rightarrow$ *podzadaci* koristi *sustav zadataka* $\Rightarrow$ *zadatak*, ali je načelo jednako.

4.3. Model višedretvenosti, nezavisnost dretvi

Pretpostavke:

- sve su dretve unutar istog procesa – dijele njegov spremnički prostor
- svaka dretva ima skup instrukcija, skup podataka te vlastiti stog
- postoji zajednički spremnički prostor koji dretve koriste pri rješavanju zadatka



Slika 4.7. Dretva, domena i kodomena

Svaki zadatak (dretva) ima svoju:

- domenu D_i (iz koje samo čita) te
- kodomenu K_i (koju mijenja)

tj. zadatak se može funkcijski opisati kao preslikavanje: $K_i = f(D_i)$

Kada se dva zadatka (dretve koje ih izvode) mogu izvoditi paralelno, a kada ne?

Dva su podzadatka *nezavisna* ako nemaju nikakvih zajedničkih spremničkih lokacija ili imaju presjeka samo u domenama.

Uvjet nezavisnosti podzadataka, odnosno dretvi i i j :

$$(D_i \cap K_j) \cup (D_j \cap K_i) \cup (K_i \cap K_j) = \phi \quad (4.1.)$$

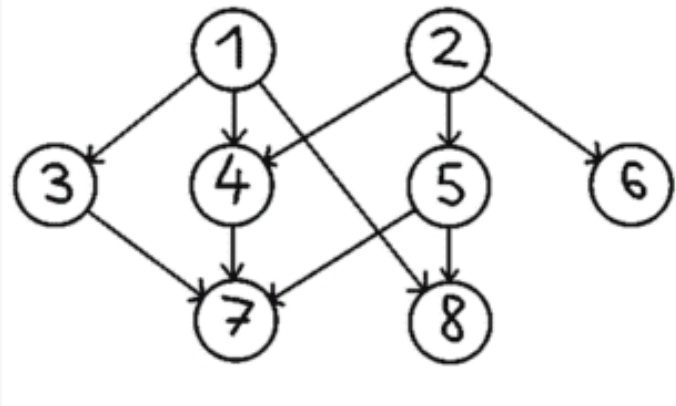
Ako su podzadaci *zavisni* tada se mora utvrditi redoslijed izvođenja njihovih dretvi.

Ako su podzadaci *nezavisni* tada se njihove dretve mogu se izvoditi *proizvoljnim* redoslijedom, pa i *paralelno*!

Primjer 4.1. Sustav zadataka zadan u obliku usmjerenog grafa

Ako se neki posao može rastaviti na lanac zadataka $Z_1 \rightarrow Z_2 \rightarrow \dots \rightarrow Z_N$, tada se razmatranjem njihovih domena i kodomena mogu ustanoviti zavisni i nezavisni zadaci te se sustav može prikazati usmjerenim grafom koji to uzima u obzir.

Npr. neki sustav zadataka se možda može prikazati kao na slici:



Slika 4.8. Primjer sustava zadataka

Na prikazanom primjeru, zadatak 1 se mora obaviti prije zadataka: 3, 4, 8 (i 7 tranzitivno).

Za svaki zadatak se može napraviti usporedba ovisnosti sa svim ostalim zadacima.

Zadaci na istim putovima su zavisni – mora se poštivati redoslijed izvođenja.

Zadaci na različitim putovima su nezavisni – mogu se izvoditi paralelno

Često kada dretve koriste zajednička sredstva nije potrebno utvrđivati redoslijed njihova izvođenja već je dovoljno da se osigura da ta sredstva ne koriste u istom trenutku – da se promjene nad njima ne obavljaju paralelno. Npr. ako dvije dretve žele povećati istu varijablu za jedan dovoljno ih je spriječiti da to ne rade istovremeno, redoslijed nije bitan jer je u oba slučaja ispravan.

Zadatak 4.1. Sustav zadataka (ispitni zadatak)

Sustav zadataka je zadan u obliku lanca (kada se zadaci izvode ovim redom rezultat će biti ispravan): $Z_1 \rightarrow Z_2 \rightarrow Z_3 \rightarrow Z_4 \rightarrow Z_5 \rightarrow Z_6 \rightarrow Z_7$.

Zadaci imaju domene (D) i kodomene (K) prema tablici:

Tablica 4.1. Domene i kodomene za zadatke

	Z_1	Z_2	Z_3	Z_4	Z_5	Z_6	Z_7
M_1	D	D	D			K	
M_2	K			K		D	D
M_3		K		D	K		K
M_4			K		D		
M_5							

Odrediti maksimalno paralelni sustav zadataka, uzimajući u obzir njihov međusobni odnos u lancu i domene i kodomene prema tablici 4.1.

Mogućnosti u zadacima: svaki stupac/redak može imati više D-ova i K-ova, a može biti i prazan; svaka ćelija može biti prazna, imati D, imati K ili i oboje D i K; Ako je u ćeliji i D i K, onda ju se razmatra kao da je samo K unutra jer je on "problematičniji" pri usporedbi zadataka.

4.4. Problem paralelnog korištenja zajedničkih varijabli (engl. *race condition*)

Pristup zajedničkim sredstvima (npr. varijablama) treba zaštititi jer se paralelnim radom može doći do krivog rezultata.

Primjer 4.2. Primjer problema s paralelnim radom dretvi

Neka u sustavu postoji više dretvi koje koriste zajedničke strukture podataka. Jedna od tih struktura je varijabla `brojilo` koja označava broj poruka u međuspremniku. Ta se varijabla negdje povećava, a negdje smanjuje, kao u odsječku:

```
...
ako je (brojilo > 0) tada {
    uzmi poruku
    brojilo = brojilo - 1
}
...
```

Problem kod paralelnog korištenja varijable `brojilo` prema gornjem kodu jest da se od provjere vrijednosti (`ako je`) do akcije (kada je uvjet bio ispunjen) zbog stanja te vrijednosti u sustavu svašta može dogoditi.

Za gornji primjer se može dogoditi da dvije dretve paralelno provjere vrijednost brojila. U slučaju da je njegova vrijednost bila jedan, obje bi mogle ući u `ako je` dio koda te pokušati uzeti poruku. Kako brojilo broji poruke, samo je jedna poruka na raspolaganju te će jedna od dretvi (ona druga) napraviti grešku u dijelu `uzmi poruku` (ovisno o izvedbi reda, dohvatit će smeće ili staru poruku i pritom unijeti grešku u tu strukturu podataka).

Rješenje navedena problema ostvaruje se tako da se dio koda koji koristi zajedničke varijable zaštititi od istovremenog korištenja. Npr. prije `ako je` staviti ogradu koja će zabraniti ulazak više od jedne dretve u kod iza nje.

```
...
ulaz_u_kritični_dio_koda
ako je (brojilo > 0) tada {
    uzmi poruku
    brojilo = brojilo - 1
}
izlaz_iz_kritična_dijela_koda
...
```

Često nam se čini da je scenarij u kojem će se dogoditi ovakav problem vrlo malo vjerojatan – puno toga se mora poklopiti između različitih dretvi. Međutim, dretve mogu paralelno obavljati jako puno ponavljanja problematičnog koda (u petlji) te vjerojatnost pojave problematičnog scenarija značajno naraste – najčešće je vjerojatnije da će se on dogoditi nego da neće.

4.5. Međusobno isključivanje

Međusobno isključivanje (MI) je najjednostavniji mehanizam sinkronizacije.

Odsječke koda koji koriste zajednička sredstva nazivamo *kritičnim odsječcima* i njih treba zaštititi sinkronizacijskim mehanizmom međusobnog isključivanja.

Izvorni kod dretve se stoga može podijeliti na kritične odsječke i nekritične odsječke, primjerice:

```
dretva_x
{
    ...
    nekritični odsječak
    kritični odsječak
    nekritični odsječak
    kritični odsječak
    ...
}
```

Radi jednostavnosti u nastavku se razmatraju cikličke dretve koje imaju jedan kritičan odsječak

```
ciklička_dretva
{
    ponavljaaj {
        kritični odsječak
        nekritični odsječak
    }
    do zauvijek
}
```

Primjer 4.3. Poslužiteljska dretva

U nekom poslužitelju dretve koje poslužuju zahtjeve mogu se modelirati sljedećim kodom:

```
dretva_poslužitelja //jedna od "radnih dretvi"
{
    ponavljaaj {
        uzmi_idući_zah_tjev_iz_reda // kritični odsječak
        obradi_zah_tjev_i_vrati_rezultat //nekritični odsječak
    }
    do kraja_rada_poslužitelja
}
```

Kako ostvariti kritični odsječak?

- koristiti mehanizme međusobnog isključivanja – funkcije `uđi_u_KO` i `izađi_iz_KO`

```
ciklička_dretva
{
    ponavljaaj {
        uđi_u_KO()
        kritični odsječak
        izađi_iz_KO()
        nekritični odsječak
    }
    do zauvijek
}
```

Kako ostvariti te funkcije (`uđi_u_KO` i `izađi_iz_KO`)? Koja svojstva moraju one imati?

Zahtjevi na algoritme međusobnog isključivanja (ispitno pitanje)

1. U kritičnom odsječku u svakom trenutku smije biti najviše jedna dretva.
2. Mehanizam međusobnog isključivanja mora djelovati i u uvjetima kada su brzine izvođenja dretvi proizvoljne.
3. Kada neka od dretvi zastane u svom nekritičnom dijelu ona ne smije spriječiti ulazak druge dretve u svoj kritični odsječak.
4. Izbor jedne od dretvi koja smije ući u kritični odsječak treba obaviti u konačnom vremenu.

Algoritam mora vrijediti i za jednoprocesorske i za više procesorske sustave (tj. za sve sustave u kojima se želi primijeniti).

4.6. Potraga za algoritmima međusobnog isključivanja

ZAŠTO se “traže” kad se zna koji valjaju?

ZATO da se usput pokažu problemi višedretvenih sustava!

Opće pretpostavke:

- višeprocorski sustav (barem 2 procesora)
- dretve su u istom procesu (dijele adresni prostor)

Neka se prvo "pronađu" algoritmi koji rade za dvije dretve. Ako algoritam ne radi za dvije dretve neće ni za više!

Koristit će se radno čekanje jer trenutno nije prikazano bolje rješenje (preko OS-a).

4.6.1. Prvi pokušaj (ZASTAVICA)

Koristi se zajednička varijabla ZASTAVICA

- kada je `ZASTAVICA == 0`, nitko nije u KO
- kada je `ZASTAVICA == 1`, jedna dretva je u KO te druga neće ući već će radno čekati da se ta varijabla promijeni

```
uđi_u_KO ()
{
    ponavljaj
        pročitaj varijablu ZASTAVICA
    sve dok je (ZASTAVICA == 1)

    ZASTAVICA = 1
}
```

```
izađi_iz_KO ()
{
    ZASTAVICA = 0
}
```

U kodu (ili pseduokodu) svako korištenje varijable podrazumijeva da se ona mora učitati iz spremnika. Stoga će u nastavku biti izostavljen dio `pročitaj varijablu` i svako pojavljivanje varijable će podrazumijevati da se ta varijabla prvo mora dohvatiti.

```

uđi_u_KO ()
{
    dok je (ZASTAVICA == 1)
        ;

    ZASTAVICA = 1
}

```

```

izađi_iz_KO ()
{
    ZASTAVICA = 0
}

```

U assembleru uđi_u_KO:

```

1 uđi_u_KO:
2     ADR R0, ZASTAVICA
3 petlja:
4     LDR R1, [R0] //pročitaj varijablu ZASTAVICA
5     CMP R1, 1    //ZASTAVICA == 1 ?
6     BEQ petlja
7     STR 1, [R0]  //ZASTAVICA = 1
8     RET

```

Problemi:

- ako dretve rade paralelno, u uzastopnim sabirničkim ciklusima mogu izvesti instrukciju s linije 4 – obje mogu pročitati 0 i obje ući u KO
- iako na prvi pogled izleda malo vjerojatno da će dretve ovaj kod izvoditi baš paralelno, treba uzeti u obzir da takve petlje procesor može izvesti milijune (i više) puta u sekundi – i vrlo mala vjerojatnost jednog događaja se ovako znatno poveća – stoga je često vjerojatnost da će se ovo dogoditi veća nego da se neće dogoditi
- nije ispunjen osnovni uvjet (1) (ostali jesu, ali moraju biti svi)

4.6.2. Drugi pokušaj (PRAVO)

Koristiti varijablu PRAVO koja može imati vrijednost 0 ili 1 što je indeks dretve koja iduća može ući u KO ($I = 1 - J$; $J = 1 - I$;))

```

uđi_u_KO (I) // dretva I želi ući u KO
{
    dok je (PRAVO != I)
        ;
}

```

```

izađi_iz_KO (I)
{
    PRAVO = 1 - I
}

```

Problemi:

- ulazak u KO je strogo naizmjeničan
- uvjeti 2 i 3 nisu ispunjeni!

4.6.3. Treći pokušaj (ZASTAVICA[2]++)

Koristiti dvije varijable ZASTAVICA[I] i ZASTAVICA[J] koje mogu imati vrijednost 0 ili 1 što označava jesu li zadane dretve u KO ili nisu

```
uđi_u_KO (I)
{
    J = 1 - I //druga dretva

    dok je (ZASTAVICA[J] != 0)
        ;
    ZASTAVICA[I] = 1
}
```

```
izađi_iz_KO (I)
{
    ZASTAVICA[I] = 0
}
```

Problem: u paralelnom radu obje dretve mogu pročitati 0 u suprotnim zastavicama i ući u KO

4.6.4. Četvrti pokušaj (++ZASTAVICA[2])

Zastavicu postaviti prije provjere suprotne zastavice

```
uđi_u_KO (I)
{
    J = 1 - I
    ZASTAVICA[I] = 1

    dok je (ZASTAVICA[J] != 0)
        ;
}
```

```
izađi_iz_KO (I)
{
    ZASTAVICA[I] = 0
}
```

Problem: u paralelnom radu obje dretve mogu prvo postaviti svoje zastavice i onda u idućoj petlji beskonačno radno čekati jer se zastavice neće spustiti – nikad neće ući u KO (4) – *potpuni zastoј*

4.6.5. Peti pokušaj (++ZASTAVICA[2]--)

Privremeno spustiti zastavicu dok je ona druga podignuta

```
uđi_u_KO (I)
{
    J = 1 - I
    ZASTAVICA[I] = 1

    dok je (ZASTAVICA[J] != 0) {
        ZASTAVICA[I] = 0
        dok je (ZASTAVICA[J] != 0)
            ;
        ZASTAVICA[I] = 1
    }
}
```

```
izađi_iz_KO (I)
{
    ZASTAVICA[I] = 0
}
```

Problem: u paralelnom radu obje dretve mogu sinkrono podizati i spuštati zastavice i nikad ne ući u KO (4). Jedan mali “poremećaj” sinkronog rada može biti dovoljan da jedna “prođe”.

4.6.6. Dekkerov algoritam

- rješenje koje je ponudio nizozemski matematičar T. Dekker, a opisao E.W.Dijkstra 1959.
- kombinacija drugog i petog pokušaja

```
uđi_u_KO (I)
{
    J = 1 - I

    ZASTAVICA[I] = 1

    dok je (ZASTAVICA[J] != 0) {
        ako je (PRAVO == J) {
            ZASTAVICA[I] = 0
            dok je (PRAVO == J)
                ;
            ZASTAVICA[I] = 1
        }
    }
}
```

```
izađi_iz_KO (I)
{
    ZASTAVICA[I] = 0
    PRAVO = 1 - I
}
```

Osnovna ideja algoritma: u slučaju obostrana zahtjeva za ulazak, dretva koja "nije na redu" će spustiti svoju zastavicu i pričekati onu drugu (da završi sa svojim KO).

Varijabla PRAVO se koristi samo kada i ona druga dretva ima podignutu zastavicu.

Bitno je napomenuti da bez obzira na PRAVO dretva koja želi ući u KO neće izaći iz vanjske petlje dok ona druga dretva ne spusti svoju zastavicu.

Algoritam zadovoljava sva četiri osnovna uvjeta na algoritme za MI (ispravan je).

4.6.7. Petersonov algoritam

```
uđi_u_KO (I)
{
    J = 1 - I

    ZASTAVICA[I] = 1
    PRAVO = J

    dok je (ZASTAVICA[J] != 0 && PRAVO == J)
        ;
}
```

```
izađi_iz_KO (I)
{
    ZASTAVICA[I] = 0
}
```

Osnovna ideja algoritma: u slučaju obostrana zahtjeva za ulazak, dretva koja je došla kasnije daje prednost onoj drugoj i čeka da ona druga završi sa svojim KO.

Prednosti Petersonova algoritma prema Dekkerovu:

- kraći i brži (potrebno manje instrukcija)
- ne ovisi o početnoj vrijednosti varijable PRAVO

Dekkerov i Petersonov algoritam rade za sustave sa samo dvije dretve

Proširenje algoritma za više dretvi napravio je Lamport.

4.6.8. Lamportov algoritam međusobnog isključivanja

- drugo ime: *pekarski algoritam*
- svaka dretva prije ulaska u KO dobije svoj broj, koji je za 1 veći od najvećeg do sada dodijeljenog
- u KO ulazi dretva s najmanjim brojem!
- što ako dvije dretve dobiju isti broj? onda se gleda i indeks dretve
- postupak dobivanja broja je također neki oblik KO pa se i on ograđuje s ULAZ []
- zajednički podaci:
 - BROJ [] – dodijeljeni brojevi (0 kada dretva ne traži ulaz u KO)
 - ULAZ [] – štiti se dodjela broja
 - početne vrijednosti varijabli su nule

```

uđi_u_KO (I)
{
    //uzimanje broja
    ULAZ[I] = 1
    BROJ[I] = max(BROJ[1], ..., BROJ[N]) + 1
    ULAZ[I] = 0

    //provjera i čekanje na dretve s manjim brojem
    za J=1 do N
    {
        dok je (ULAZ[J] == 1)
            ; //čeka se da dretva J dobije broj, ako je u postupku dobivanja

        dok je (BROJ[J] != 0 &&
                (BROJ[J] < BROJ[I] || (BROJ[J] == BROJ[I] && J < I)))
            ; //čekaj ako J ima prednost
    }
}

izađi_iz_KO (I)
{
    BROJ[I] = 0
}

```

Svojstva Lamportova algoritma

- + **radi** za proizvoljan broj dretvi na proizvoljnom broju procesora!
- radno čekanje (kao i Dekkerov i Petersonov)
- (manji nedostatak) potrebna povećana struktura podataka

4.6.9. Problemi ostvarenja Dekkerova, Petersonova i Lamportova algoritma

Za ispravan rad navedenih algoritama pretpostavlja se da procesor izvodi navedene radnje (instrukcije) jednu za drugom navedenim redoslijedom.

Međutim, moderni procesori radi postizanja ubrzanja rada dozvoljavaju izvođenje instrukcija i "preko reda" (engl. *out-of-order*). Takvo ponašanje može uzrokovati greške u algoritmu međusobnog isključivanja.

Razmotrimo dio koda Lamportova algoritma:

```
1: ULAZ[i] = 1
2: BROJ[i] = max(BROJ[1], ..., BROJ[N]) + 1
3: ULAZ[i] = 0
```

Uz pretpostavku izvođenja linija navedenim redoslijedom, Lamportov algoritam će sigurno raditi ispravno. Međutim, moderni bi procesor nakon linije 1 usporedbom međuovisnosti linije 2 i 3 mogao ustanoviti da među njima nema veze te da je ispravno izvesti ih proizvoljnim redoslijedom, npr. liniju 3 prije nego 2 (razlog može biti da mu se element ULAZ[i] nalazi u priručnom spremniku dok neki BROJ[] ne). Tom promjenom redoslijeda može se narušiti ispravnost algoritma (to onda nije Lamportov algoritam).

U ovakvim situacijama potrebno je dodatnim instrukcijama prevoditelju navesti da se redoslijed ovih naredbi treba poštivati. Jedan od načina jest korištenje podrške programskog jezika (npr. C++11 atomarne varijable) koje se onda posebno tretiraju i prevoditelj generira kod za koji se garantira navedeni redoslijed izvođenja.

Primjerice kada bismo gornje varijable definirali sa:

```
#include <stdatomic.h>
atomic_int ULAZ[N], BROJ[N];
```

redoslijed navedenih operacija bi bio očuvan.

4.7. Sklopovska potpora međusobnom isključivanju

Zabrana prekidanja – samo za jednoprocesorske sustave

Dretvu (i u KO) može prekinuti samo prekid (i u prekidu dretva može biti zamijenjena nekom drugom). Ako se prekid zabrani – ako dretva u svom izvođenju zabrani prekidanje, onda će ona raditi dok ta ista dretva ne dozvoli prekidanje.

U jednoprocesorskim sustavima bi mogli koristiti zabranu i dovolu prekidanja za ostvarenje kritična odsječka:

- `uđi_u_KO() == onemogućí_prekidanje`
- `izađi_iz_KO() == omogućí_prekidanje`

Problemi:

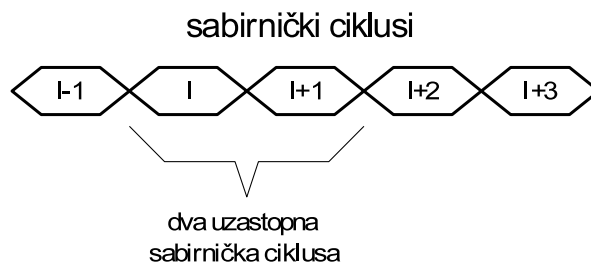
- radi samo u jednoprocesorskim sustavima
- traži privilegirani rad – zabrana i dozvola prekidanja su privilegirane operacije

Drugi načini?

Problem prvog pokušaja sa samo jednom zastavicom je bio u tome što se provjera zastavice i njeno postavljanje moglo prekinuti drugom dretvom (zajedničkim korištenjem sabirnice ili prekidom), koja je također, paralelno mogla provjeriti vrijednost zastavice.

Ako se to sklopovski onemogućí, onda bi algoritam bio dobar! Kako?

Korištenje dva uzastopna sabirnička ciklusa



Slika 4.9. Korištenje dva uzastopna sabirnička ciklusa

U prvom ciklusu (I) se čita vrijednost zastavice, a u drugom (I+1) se zastavica postavlja u 1!

Sklopovske podrške u obliku instrukcija TAS, SWP, INC, CAS su prikazane u nastavku.

4.7.1. Ostvarenje MI s instrukcijom *Ispitaj_i_postavi – TAS (test-and-set)*

Neka postoji **instrukcija** `TAS` adresa koja koristi dva **uzastopna** sabirnička ciklusa tako da:

1. u prvom sabirničkom ciklusu pročitati vrijednost sa zadane adrese i postaviti zastavice registra stanja (npr. zastavicu `Z` (zero), kao da uspoređuje s nulom)
2. u sljedećem sabirničkom ciklusu na tu adresu sprema vrijednost 1

Nekakav ekvivalent operacija te instrukcije bio bi:

```
TAS (adresa) = {
    //prvi dio instrukcije koristi 1. sabirnički ciklus
    LDR X, [adresa]
    CMP X, 0    //proširenje gornje instrukcije; samo pogleda je li 0

    //drugi dio instrukcije koristi 2. sabirnički ciklus (odmah iza 1.)
    STR 1, [adresa]
}
```

`X` je privremeni registar, a prva i treća naredba koriste dva uzastopna sabirnička ciklusa

Ali razlika je u tome što je `TAS` samo JEDNA instrukcija (ne tri)!

Rješenje MI s `TAS` u assembleru:

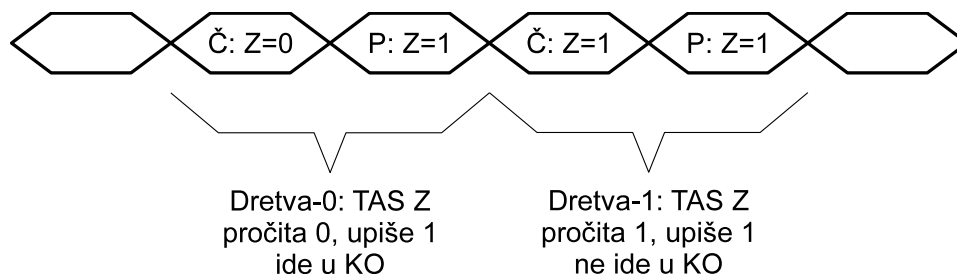
```
uđi_u_KO:
petlja:
    TAS zastavica
    BNE petlja //dok nije 0 ponovi
RET
```

```
izađi_iz_KO:
    ADR R1, zastavica
    STR 0, [R1]
    RET
```

U pseudokodu neka `TAS (adresa)` označava izvođenje `TAS` instrukcije, ali neka i vraća pročitani vrijednost (radi jednostavnosti i kraćeg zapisa)

```
uđi_u_KO ()
{
    dok je (TAS (zastavica) == 1)
        ;
}
```

```
izađi_iz_KO ()
{
    zastavica = 0
}
```



Slika 4.10. Primjer dvije dretve koje koriste `TAS` za MI

4.7.2. Ostvarenje MI sa Zamijeni – SWP (swap ili XCHG – exchange)

Neka postoji **instrukcija** `SWP R1, R2, [R3]` koja koristi dva uzastopna sabirnička ciklusa tako da:

- u prvom ciklusu dohvati u registar R2 vrijednost s adrese zadane u registru R3
- u drugom ciklusu pohrani vrijednost iz registra R1 na tu istu adresu (R3)

Nekakav ekvivalent operacija te instrukcije bio bi:

```
SWP R1, R2, [R3] = {
    LDR R2, [R3] //1. sabirnički ciklus
    STR R1, [R3] //2. sabirnički ciklus
}
```

Ali razlika je u tome što je to JEDNA instrukcija!

Rješenje MI sa SWP u assembleru:

```
uđi_u_KO:
    ADR R3, zastavica
    LDR R1, 1
petlja:
    SWP R1, R2, [R3]
    CMP R2, 1
    BEQ petlja
    RET
```

```
izađi_iz_KO:
    ADR R1, zastavica
    STR 0, [R1]
    RET
```

Neka u pseudokodu funkcija `Zamijeni(adresa, var)` radi zamjenu vrijednosti varijabli `adresa` i registra `reg` u dva uzastopna sabirnička ciklusa.

```
uđi_u_KO ()
{
    reg = 1
    ponavljaaj {
        Zamijeni(zastavica, reg)
    }
    dok je (reg == 1)
}
```

```
izađi_iz_KO ()
{
    zastavica = 0
}
```

4.7.3. Ostvarenje MI s Usporedi_i_Zamijeni – CAS (compare-and-swap)

U novijim procesorima postoji bolja inačica prethodnih instrukcija koja ne koristi drugi sabirnički ciklus ako nije potreban. Primjerice, ako smo već u prvom dijelu izvođenja instrukcije `TAS` ustanovili da je zastavica postavljena, drugi sabirnički ciklus ništa ne mijenja – zapisuje broj 1 preko broja 1. Stoga ima smisla taj drugi dio operacije izostaviti.

Naredba `CAS R1, R2, [R3]` u prvom sabirničkom ciklusu dohvaća vrijednost s adrese zadane u R3 te uspoređuje tu vrijednost s onom u registru R1. Ako su vrijednosti jednake, tada koristi drugi sabirnički ciklus (uzastopni) i na istu adresu zapisuje vrijednost iz registra R2. Instrukcija pritom postavlja i odgovarajuće zastavice u statusnom registru (npr. zastavicu Z).

Assembler/pseudokod uz CAS sličan je kao i za SWP, ali bez instrukcije CMP.

4.7.4. Sučelje `pthread_spin_lock`, `pthread_spin_unlock`

POSIX definira sučelje za zaključavanje radnim čekanjem kroz navedene funkcije, a koje interno koriste neke od prethodnih operacija, ovisno o procesoru. Primjer korištenja tog sučelja (na [webu](#) je potpuni kod):

```
1 pthread_spinlock_t kljuc; //globalna varijabla
2
3 void *dretva (void *x) {
4     while (1) {
5         pthread_spin_lock(&kljuc);
6         ... //kritični odsječak
7         pthread_spin_unlock(&kljuc);
8         ... //nekritični odsječak
9     }
10 }
11 int main () {
12     ...
13     pthread_spin_init(&kljuc, PTHREAD_PROCESS_PRIVATE);
14     ...
15     pthread_create(...);
16     ...
17 }
```

4.8. Problemi prikazanih mehanizama međusobnog isključivanja

Osnovni problem svih prikazanih algoritama, sa i bez sklopovske potpore je radno čekanje – neefikasno korištenje procesora

Dodatno:

- Dekkerov i Petersonov algoritam rade samo za dvije dretve (Lamportov te ostali sa sklopovskom potporom rade za proizvoljan broj dretvi)
- manji problem algoritama ostvarenih sklopovskom potporom je nepoštivanje redoslijeda zahtijeva za ulaz u KO: prva dretva koja naleti u svom radnom čekanju na spuštenu zastavicu ulazi u KO – to može biti i zadnja dretva koja je došla do petlje, a ne ona koja je najduže čekala!

Da bi se riješili ovi problemi mehanizme sinkronizacije treba drukčije riješiti – korištenjem jezgrinih funkcija, gdje će se u kontroliranom okruženju dretva pustiti u KO ili neće, kada će se dretva maknuti s procesora (da ne troši procesorsko vrijeme na neproduktivnu petlju).

Pitanja za vježbu 4

1. Što je to proces, a što dretva?
2. Što je zajedničko dretvama istog procesa?
3. Zašto se koristi višedretvenost? Koje su prednosti (mogućnosti) sustava koji podržavaju višedretvenost?
4. Kada su dva zadatka međusobno zavisna, a kada nezavisna? Što sa zavisnim zadacima, kako izvoditi njihove dretve?
5. Odrediti maksimalno paralelan sustav zadataka uzimajući u obzir njihov međusobni odnos u lancu te domene i kodomene ... (+ opis zadataka)
6. Što je to *kritični odsječak* i *međusobno isključivanje*?
7. Kako se međusobno isključivanje može ostvariti u jednoprocorskim a kako u više-procorskim sustavima?
8. Koji problem može nastati ako više dretvi obavlja operaciju: $A = A + 1$ nad zajedničkom varijablom A ?
9. Navesti zahtjeve (4) na algoritme međusobnog isključivanja.
10. Čemu služi Dekkerov algoritam? Opisati njegov rad.
11. Čemu služi Lamportov algoritam? Opisati njegov rad.
12. Kako iskoristiti sklopovsku potporu međusobnom isključivanju korištenjem instrukcija TAS, SWP i sličnih?
13. Koji su problemi različitih načina ostvarenja međusobnog isključivanja?
14. Za zadani algoritam međusobnog isključivanja provjeriti je li zadovoljava sve zahtjeve prema takvim algoritmima ... (+ pseudokod algoritama)

5. JEZGRA OPERACIJSKOG SUSTAVA

Što je jezgra OS-a?

- osnovni, najbitniji dijelovi bez kojih OS ne bi radio
- OS ima i druge dijelove (pomoćne programe, usluge) koji koriste jezgru

Potreba za jezgrom?

- Upravljanje dretvama – ostvarivanje višedretvenosti
- Upravljanje UI napravama
 - treba biti kontrolirano – ne prepušteno dretvama
 - prekidi su dobar mehanizam za prelazak u "kontrolirani način rada"
 - operacije koje se izvode u prekidu su posebne => dio jezgre OSa!
 - programski prekid: dretva preko njega poziva te "posebne funkcije" – jezgrine funkcije
- Sinkronizacija
 - nedostaci sinkronizacijskih mehanizama prikazanih u 4. poglavlju: radno čekanje, nepoštivanje redoslijeda ulaska u KO
 - treba izbijeći radno čekanje, ali i poštovati redoslijed zahtjeva
 - ipak, treba uzeti u obzir da ništa "nije besplatno", sve ima svoju cijenu (složenosti, dodatne kućanske poslove, strukture podataka, ...)

Jezgrine funkcije je potrebno pozivati mehanizmom *prekida* jer oni omogućuju:

- kritični odsječak na jednoprocorskim sustavima (o proširenju za višeprocorske kasnije)
- privilegirani način rada potreban za
 - korištenje zaštićene strukture podataka u sustavskom dijelu spremnika
 - upravljanje UI napravama
- upravljanje dretvama (manipulaciju opisnicima dretvi)

Jezgra OS-a se sastoji od:

- strukture podataka jezgre (opisnici, liste, međuspremnici, ...)
- jezgrinih funkcija

Tipovi prekida koji se koriste za pozive jezgrinih funkcija:

- sklopovski prekid (zahtjev UI naprava i satnog mehanizma)
- programski prekid (zahtjev iz programa)

Pretpostavke idućih razmatranja za ostvarenje jezgre:

- jednoprocorski sustav (kasnije je dano i proširenje za višeprocorske sustave)
- korisnički i jezgrin način rada podržani od strane procesora
- sve je u spremniku – neće se (za sada) razmatrati učitavanje i pokretanje programa
- jezgrine funkcije pozivaju se sklopovskim i programskim prekidom

- postoji satni mehanizam koji periodički izaziva sklopovski prekid sata

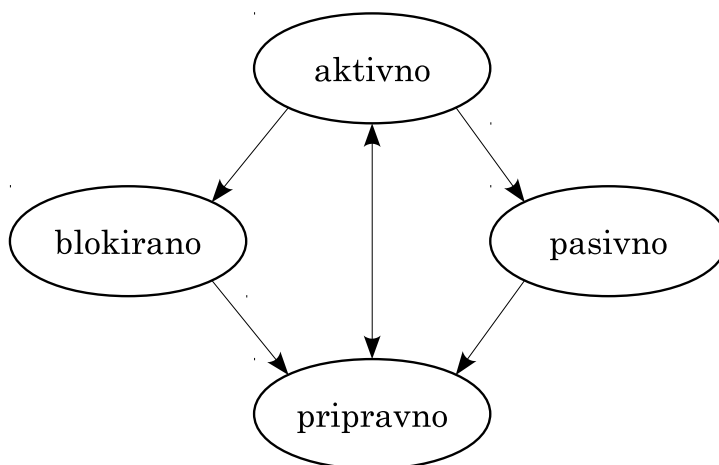
Za sada (do 8. poglavlja) se neće razmatrati procesi, neka su sve dretve sustava u jednom zajedničkom procesu.

Pozivi jezgre ilustrirani su slikom 5.1.



Slika 5.1. Mehanizam poziva jezgrinih funkcija

Dretve mogu biti u različitim stanjima prema slici 5.2.

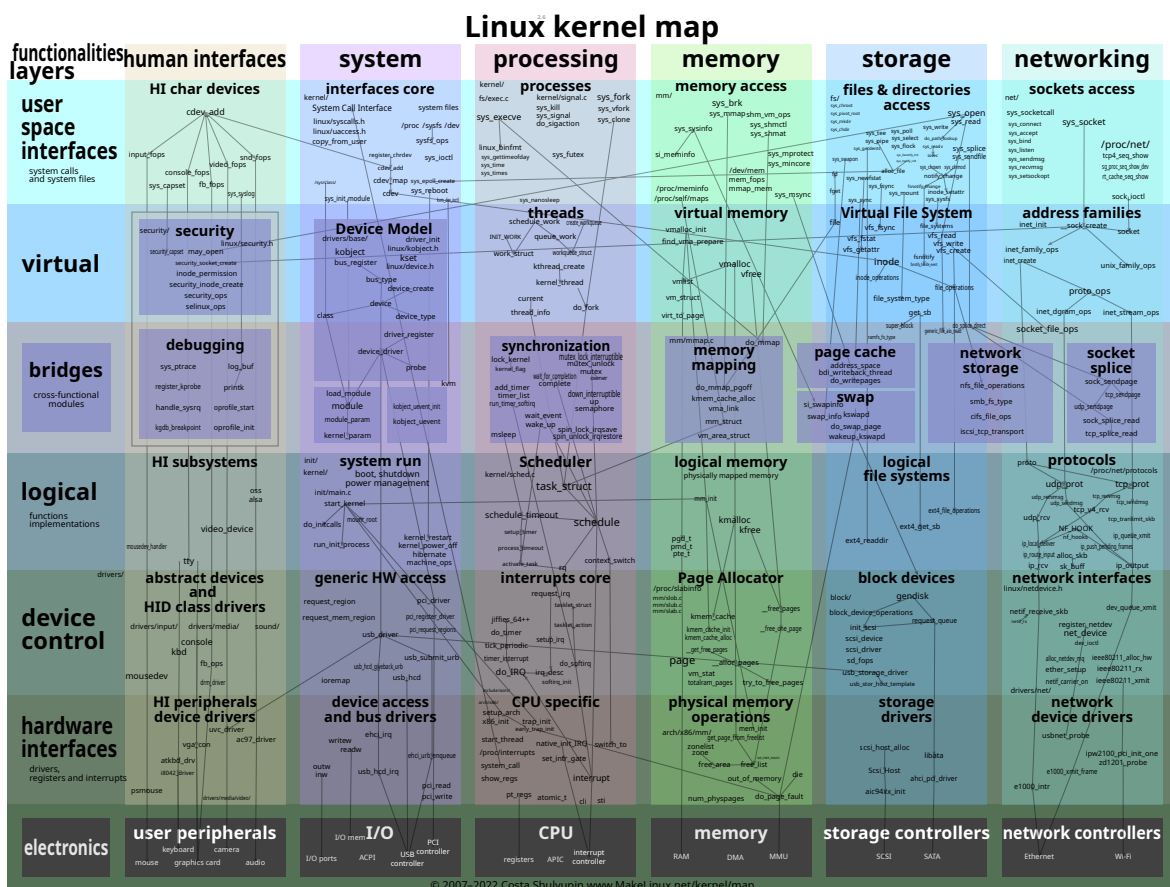


Slika 5.2. Moguća stanja dretve

Tablica 5.1. Model jezgre prikazan u ovom predmetu

pod sustav	sučelja, mogućnosti, ...
naprave	Započni_UI (K, p), Prekid_UI (K, p)
dretve – raspoređivanje	(implicitno ugrađeno u jezgrine funkcije) po redu prispjeća, prema prioritetu, podjelom vremena (7. pogl.)
dretve – sinkronizacija	– binarni semafori: ČekajBSEM(S), PostaviBSEM(S) – opći semafori: ČekajOSEM(S), PostaviOSEM(S) – monitori (6. poglavlje): Uđi_u_monitor(m) Izadi_iz_monitora(m) Čekaj_u_redu_uvjeta(red, m) Oslobodi_iz_redu_uvjeta(red) Oslobodi_sve_iz_redu_uvjeta(red)
dretve – odgoda	Zakasni(M), Prekid_sata()
procesi	opisano bez implementacije: statičko, dinamičko, straničenje
datotečni podsustav	opisano bez implementacije

U usporedbi s jezgrama stvarnih sustava, ovaj model je vrlo jednostavan.

Slika 5.3. Arhitektura jezgre Linuxa (izvor: <https://makelinux.github.io/kernel/map/>)

5.1. Strukture podataka jezgre

Struktura podataka jezgre se sastoji od sljedećih elemenata:

- *opisnici dretvi*:
 - id (identifikacijski broj dretve)
 - podaci za raspoređivanje: način raspoređivanja, prioritet, ...
 - stanje dretve (aktivno, pripravno, ...)
 - opis spremničkog prostora dretve (gdje su instrukcije, podaci, stog)
 - *zadano_kašnjenje* – za ostvarivanje kašnjenja
 - kontekst – mjesto za pohranu konteksta dretve
 - kazaljka za liste prema stanjima (*Aktivna_D*, *Pripravne_D*, ...)
 - kazaljka za listu *Postojeće_D*
- *opisnici UI naprava*
 - kazaljke na funkcije upravljačkog programa (info)
 - međuspremници i druge strukture podataka (info)
 - lista za dretve koje čekaju na dovršetak svoje operacije nad napravom
- *liste stanja dretvi* – liste za opisnike dretvi
 - *Aktivna_D* – dretva koja se trenutno izvodi na procesoru
 - *Pripravne_D* – dretve koje se mogu izvoditi (aktivna se bira među njima)
 - *blokirane dretve*:
 - * *UI[]* – liste dretvi koje čekaju na neku napravu
 - * *Odgođene_D* – dretve koje su tražile odgodu
 - * *BSEM[]* – binarni semafori
 - * *OSEM[]* – opći semafori
 - *Postojeće_D* – lista u kojoj se nalaze sve dretve
 - * ako se dretva nalazi samo u ovoj listi, dretva je *pasivna*

Liste dretvi mogu biti uređene (složene):

- prema redu prispjeca u listu
- prema prioritetu dretvi
- prema posebnim kriterijima (npr. vremenu odgode)

Za svaku listu je potrebno:

- kazaljka na prvu dretvu u listi (npr. *prva*)
- opcionalno/poželjno: kazaljka na zadnju dretvu u listi (npr. *zadnja*) – složenost umetanja na kraj je tada $O(1)$!

Jezgra upravlja sustavom – izvodi dretvu za dretvom

- kada se trenutno aktivna dretva blokira, uzima se prva dretva iz reda pripravnih

- u obradama prekida se neke blokirane dretve mogu odblokirati i staviti među pripravne Latentna dretva (engl. *idle thread*)
- Dodatna, pomoćna dretva koja se izvodi kad nema niti jedne druge dretve u sustavu.
- Njen je zadatak dati procesoru nešto da radi (on mora nešto raditi).
- Takva dretva ima najmanji prioritet, tj. izvodi se jedino kada nema niti jedne druge dretve!
- U nastavku se podrazumijeva da takva dretva postoji, ali se ne spominje niti prikazuje.

5.2. Jezgrine funkcije

5.2.1. Kako se pozivaju j-funkcije iz programa? (info)

U kodu programa:

```
...
J_Funkcija(parametri) //npr. write(fd, buf, size);
...
```

Sama funkcija (“omotač”) koja onda poziva j-funkciju (programskim prekidom):

```
J_Funkcija(parametri)
{
    dodatni poslovi prije poziva jezgre

    pohrani za poziv jezgre(J_FUNKCIJA_ID, parametri)

    izazovi programski prekid
    //prekidom se ulazi u jezgru; povratkom iz prekida se vraća ovdje

    vrati = dohvati_povratnu_vrijednost_j_funkcije()

    dodatni poslovi nakon poziva jezgre
}
```

U obradi prekida:

```
...
ako je (uzrok prekida programski prekid, tj. poziv j-funkcije) {
    {id, parametri} = dohvati ID tražene jezgrine funkcije te parametre
    JF[id](parametri) //J_FUNKCIJA(parametri)
}
inače ...
```

5.2.2. Opći izgled jezgrinih funkcija

```
j-funkcija J_FUNKCIJA (p)
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    operacija jezgrine funkcije //može uzrokovati i promjenu aktivne dretve

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}
```

U nastavku je ime jezgrine funkcije u kôdu implementacije pisano VELIKIM_SLOVIMA, dok je poziv iz programa označen Malim_Slovima (npr. ČEKAJ_OSEM – Čekaj_OSEM)

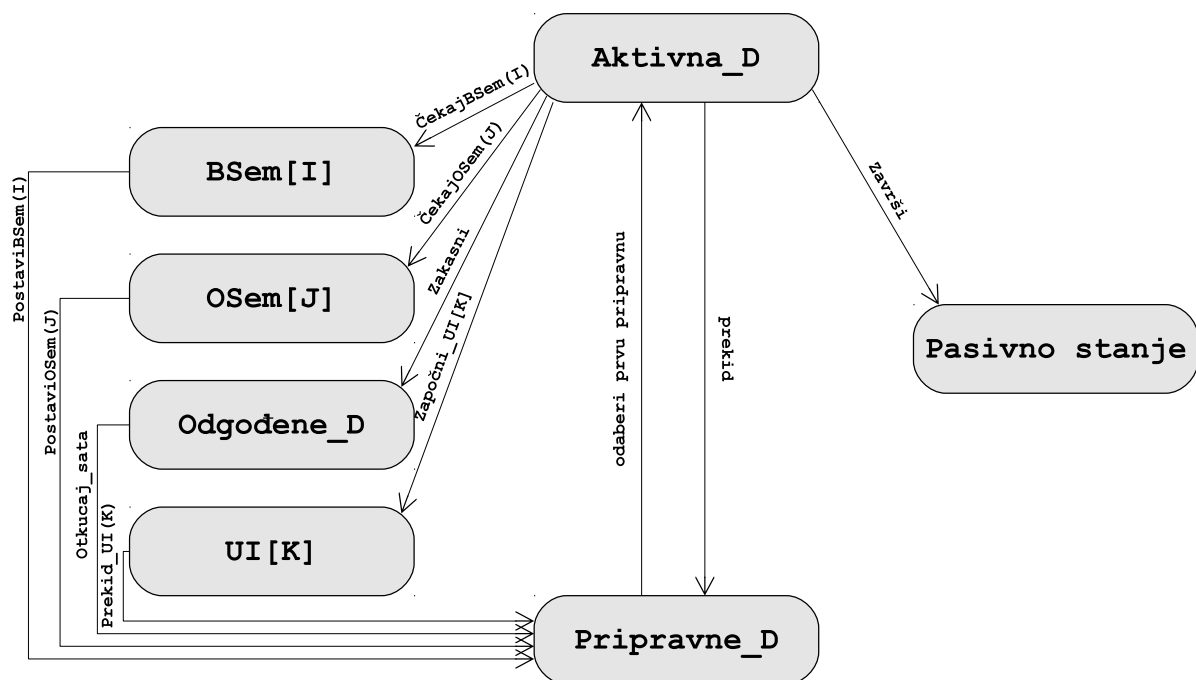
Operacija pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D sugerira da je na stogu već pohranjen kontekst prekinute dretve prije poziva jezgrine funkcije i da se ovom operacijom on premješta u opisnik dretve. U stvarnim sustavima se najčešće pri pojavi prekida kontekst prekinute dretve automatski pohranjuje u opisnik te dretve tako da se izbjegne dvostruko kopiranje.

Izlazak iz jezgre pretpostavlja vraćanje u dretvu čiji je opisnik u redu Aktivna_D

Pretpostavlja se da obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D, osim obnove svih registrara procesora izvodi i instrukciju: *vratiti_se_u_prekinutu_dretvu* (obnovi PC i SR sa stoga, prebaci se u način rada prekinute dretve, dozvoli prekidanje)

5.2.3. Moguća stanja dretvi u jednostavnom modelu sustava (ispitno pitanje)

Slika 5.5. prikazuje jednostavni model jezgre prikazan u ovom poglavlju sa svim mogućim stanjima i jezgrinim funkcijama koje uzrokuju promjene stanja.

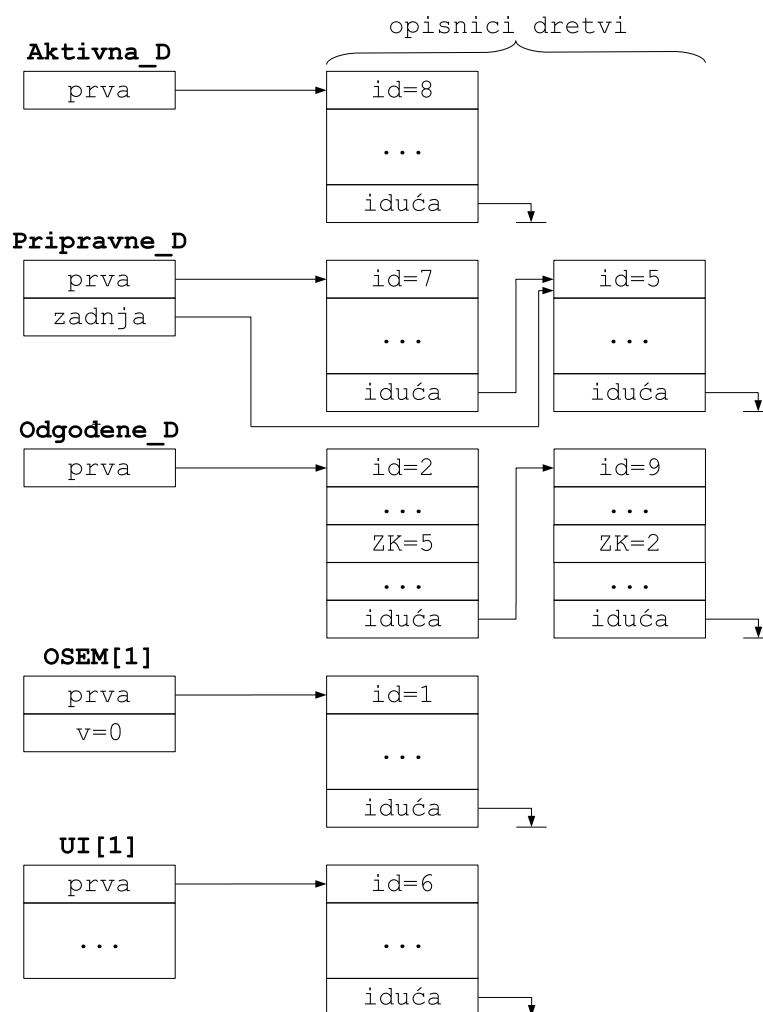


Slika 5.4. Moguća stanja dretve, jezgrine funkcije

Pasivno stanje je pseudo stanje – nema zasebne liste za to. Dretva je u tom stanju ako nije ni u jednoj drugoj listi, tj. nalazi se samo u listi *Postojeće_D* (pomoćnoj listi gdje se nalaze sve dretve).

Osim j-funkcija *Otkucaj_sata* i *Prekid_UI* (koje se pozivaju sklopovskim prekidima) sve ostale poziva aktivna dretva (*Aktivna_D*) !

Primjer strukture podataka jezgre



Slika 5.5. Primjer strukture podataka jezgre vizualizacijom objekata

Tablica 5.2. Primjer strukture podataka jezgre sažeto preko tablice

Red (liste opisnika)	Popis dretvi (id)
Aktivna_D	8
Pripravne_D	7 5
Odgođene_D	2 ⁵ 9 ²
OSEM[1]	1
UI[1]	6

5.2.4. Razlike u ovdje prikazanom ostvarenju jezgre prema prikazanome u knjizi

Neke operacije su ovdje ostvarene na malo drukčiji način nego u knjizi. Međutim, oba pristupa pri rješavanju zadataka su ispravna u ispitima iako mogu ponekad dati različita rješenja. U nastavku su detaljnije prikazane razlike.

Iskazivanje operacija nad strukturama jezgre (opisnicima, listama)

- u knjizi – tekstom: Premjesti opisnik iz reda Aktivna_D u red Bsem[I]
- ovdje – funkcijama: `stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Aktivna_D), BSEM[I])`

U knjizi – jezgrine funkcije u kojima se propuštaju/odblokiraju dretve

- u svim jezgrinim funkcijama koje potencijalno mogu odblokirati neku dretvu:
 1. najprije se aktivna prebacuje u red pripravnih
 2. potom se gleda stanje sustava i možda odblokira neka dretva – prebaci u red pripravnih
 3. na kraju se prva iz reda pripravnih uzme za aktivnu
- ovisno o načinu raspoređivanja (red prispjeća, prioritet), aktivna dretva nakon jezgrine funkcije može biti:
 - dretva koja je pozvala jezgrinu funkciju (i prije bila aktivna)
 - odblokirana dretva
 - dretva koja je bila prva u redu pripravnih prije poziva “ove” jezgrine funkcije

Ovdje – jezgrine funkcije u kojima se propuštaju/odblokiraju dretve

- ovdje se malo “optimiralo” rad takvih jezgrinih funkcija te se promjena aktivne događa samo po potrebi, tj. *raspoređivač* se poziva samo ako se neka dretva blokirala ili odblokirala
- ako se u obavljanju jezgrine funkcije aktivna blokira ili neka druga dretva odblokira sa:
 - `stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Aktivna_D), neki_red)`
 - `stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(neki_red), Pripravne_D)`
- tada prije kraja jezgrine funkcije mora se pozvati:
 - `odaberi_aktivnu_dretvu()`
- operacija `odaberi_aktivnu_dretvu()` mogla bi se opisati sljedećim kodom:

```

odaberi_aktivnu_dretvu() //schedule()
{
    ako je (Aktivna_D.stanje != AKTIVNO) { //dretva je maknuta u neki drugi red
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Pripravne_D), Aktivna_D)
    }
    inače ako je (Raspoređivanje == PREMA_PRIORITETU) {
        prva_pripravna = dohvati_prvu_iz_reda(Pripravne_D)
        ako je (Aktivna_D.prioritet < prva_pripravna.prioritet) {
            stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Aktivna_D), Pripravne_D)
            stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Pripravne_D), Aktivna_D)
        }
    }
}

```

- pretpostavlja se da funkcija `stavi_u_red` koristi zadano uređenje za dotični red; npr. za red pripravnih to može biti prema prispjeću ili prioritetu

Problematične funkcije

- funkcije koje mogu generirati različita stanja zbog navedenih promjena su `PREKID_UI()`, `OTKUCAJ_SATA()`, `POSTAVI_BSEM()` i `POSTAVI_OSEM()`

Razlike u stanju nakon jezgrinih funkcija

- kada je isto stanje nakon funkcija?
 - ako se dretve raspoređuju prema prioritetu i sve dretve imaju različit prioritet
 - * nakon jezgrine funkcije aktivna je ona s najvećim prioritetom, a red pripravnih složen prema prioritetu
 - ili je red pripravnih bio prazan i a) raspoređivanje je po redu prispjeća, ili b) odblokirana dretva ima isti ili manji prioritet od aktivne
 - * u knjizi je tada aktivna najprije stavljena u red pripravnih (prva i jedina u tom redu) potom je odblokirana stavljena u red pripravnih iza nje te konačno se uzima prva iz reda pripravnih – ona koja je i prije bila aktivna
- kada stanje nakon funkcija ne mora biti isto?
 - red pripravnih nije bio prazan prije poziva jezgrine funkcije i
 - * dretve se raspoređuju po redu prispjeća, ili
 - * dretve se raspoređuju prema prioritetu i prva u redu pripravnih ima isti prioritet kao i aktivna a odblokirana nema veći prioritet
 - razlika u ponašanju:
 - * u knjizi: nakon poziva aktivna će biti ona koja je prije poziva bila prva u redu pripravnih
 - * ovdje: aktivna će ostati ona koja je pozvala jezgrinu funkciju, a odblokirana dretva će biti zadnja u redu pripravnih (iza onih s istim prioritetom, ispred onih s manjim)
 - primjer: neka su svi redovi složeni po redu prispjeća
 - * početno stanje: {Aktivna= D_5 , Pripravne={ D_3, D_6, D_2 }, red BSEM[S]={ D_4, D_1 } };
 - * aktivna poziva `PostaviBSEM(S)` (koja oslobađa prvu iz reda semafora)
 - * stanje nakon prema knjizi:

$$\{\text{Aktivna} = D_3, \text{Pripravne} = \{D_6, D_2, D_5, D_4\}, \text{red BSEM[S]} = \{D_1\}\};$$
 - * stanje nakon prema ovdje prikazanom ostvarenju:

$$\{\text{Aktivna} = D_5, \text{Pripravne} = \{D_3, D_6, D_2, D_4\}, \text{red BSEM[S]} = \{D_1\}\};$$
- VAŽNO: oba pristupa pri rješavanju zadataka (prikazana ovdje i prikazana u knjizi) su ispravna u ispitima, iako mogu dati različita rješenja!

5.2.5. Obavljanje ulazno-izlaznih operacija

Pretpostavke jednostavnog modela jezgre:

- UI operacije se obavljaju radi zahtjeva dretvi – one pokreću operaciju (preko jezgre)
- dovršetak UI operacije naprava javlja mehanizmom prekida
- UI naprave se koriste na "sinkroni način" – dretva čeka kraj operacije prije nastavka rada
- zahtjeve same jezgre prema UI napravama u ovom prikazu zanemarujemo

UI operacije obavljaju se preko jezgrinih funkcija:

- `ZAPOČNI_UI(K, parametri)` – poziva ju dretva
 - UI operacija traje (nije trenutna) pa će dretva čekati na njen kraj
- `PREKID_UI(K)` – poziva se na prekid naprave K
 - naprava K obavlja operacije redom kojim su joj zadane
 - kad je gotova s operacijom ona izaziva prekid

```
j-funkcija ZAPOČNI_UI(K, parametri)
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Aktivna_D), UI[K])
    pokreni UI operaciju na napravi K
    odaberi_aktivnu_dretvu() //schedule()

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}
```

```
j-funkcija PREKID_UI(K)
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    dovrši UI operaciju na napravi K
    stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(UI[K]), Pripravne_D)
    odaberi_aktivnu_dretvu()

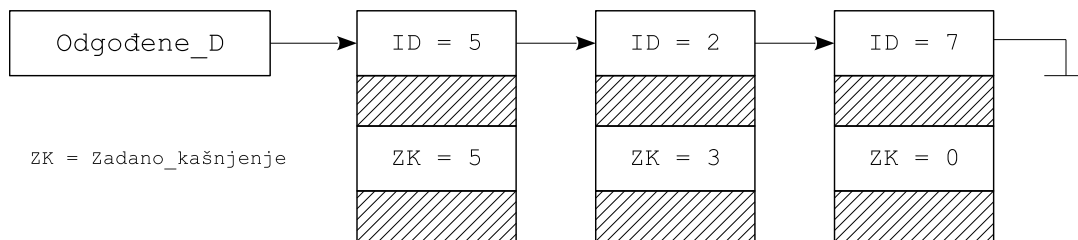
    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}
```

5.2.6. Ostvarivanje kašnjenja

Za ostvarenje kašnjenja koristi se prekid sata koji u pravilnim intervalima izaziva prekid.

Postoji jedan red (lista opisnika) za odgođene dretve: `Odgođene_D`

- lista je složena prema vremenima odgode dretvi
- prva dretva u listi ima broj otkucaja sata koje još mora čekati
- svaka iduća dretva ima relativan broj u odnosu na prethodnu
- koristi se element `Zadano_kašnjenje` u opisniku dretve



Slika 5.6. Primjer liste `Odgođene_dretve`

Opis primjera sa slike 5.6.

- dretva D5 treba čekati još 5 otkucaja sata
- dretva D2 treba čekati da se prethodna dretva makne iz reda (5 otkucaja) te još 3 otkucaja nakon toga (ukupno još 8)
- dretva D7 treba čekati da se D5 i D2 maknu, pa se i ona oslobađa iz reda (kada i D2)

Jazgrine funkcije za odgodu su: `ZAKASNI(M)` koju poziva dretve te `OTKUCAJ_SATA()` koja se poziva na prekid satnog mehanizma (brojila).

```

j-funkcija ZAKASNI(M)
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    stavi_u_red_odgođenih(makni_prvu_iz_reda(Aktivna_D), M, Odgođene_D)
    odaberi_aktivnu_dretvu()

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}

```

```

j-funkcija OTKUCAJ_SATA()
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    ako (Odgođene_D->prva != prazno) {
        Odgođene_D->prva.Zadano_kašnjenje--
        ako je (Odgođene_D->prva.Zadano_kašnjenje == 0) {
            ponavljaј
                stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Odgođene_D), Pripravne_D)
                dok je (Odgođene_D->prva != prazno && Odgođene_D->prva.Zadano_kašnjenje == 0)

            odaberi_aktivnu_dretvu()
        }
    }
    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}

```

5.3. Semafori

Semafori služe za sinkronizaciju dretvi.

Za razliku od semafora na raskršću koji mijenjaju stanje protokom vremena, sinkronizacijski semafori se mijenjaju preko poziva jezgrinih funkcija – koje pozivaju dretve.

Postoji nekoliko inačica semafora koji se koriste za razne potrebe. U nastavku su prikazani oni najvažniji, koji se najčešće koriste.

5.3.1. Binarni semafor

Binarni semafor ima dva stanja: jedno prolazno i jedno neprolazno.

Zato je prikladan za međusobno isključivanje, ali i za neke druge oblike sinkronizacije.

Struktura podataka potrebna za semafor:

- `.v` – vrijednost semafora
 - kada je `.v == 0` semafor je *neprolazan*
 - kada je `.v == 1` semafor je *prolazan*
- `.red` – blokirane dretve nad semaforom (lista opisnika tih dretvi)

Jezgrine funkcije:

- `ČEKAJ_BSEM(I)` (ili `ISPITATI_BSEM`)
- `POSTAVI_BSEM(I)` (ili `POSTAVITI_BSEM`)

```
j-funkcija ČEKAJ_BSEM(S)
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    ako je (BSEM[S].v == 1) {
        BSEM[S].v = 0
    }
    inače {
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Aktivna_D), BSEM[S])
        odaberi_aktivnu_dretvu()
    }

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}
```

```
j-funkcija POSTAVI_BSEM(S)
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    ako je (red BSEM[S] nije prazan) {
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(BSEM[S]), Pripravne_D)
        odaberi_aktivnu_dretvu()
    }
    inače {
        BSEM[S].v = 1
    }
    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}
```

Pri oslobađanju dretve može se dogoditi da oslobođena dretva ima veći prioritet od dretve koja ju je oslobodila (trenutno aktivna dretva) – zato treba pozvati `odaberi_aktivnu_dretvu()`

i nakon tog događaja. Npr. ako je prva u redu `BSEM[1]` dretva D4 prioriteta 4, a pozivajuća dretva (trenutno aktivna, koja je pozvala `PostaviBSEM(1)`) ima prioritet 3 onda po pozivu te jezgrine funkcije aktivna dretva je dretva D4 (a D3 je u redu pripravnih dretvi).

Primjer 5.1. Primjer ostvarenja kritičnog odsječka binarnim semaforom

```
dretva() {
    ponavljaj {
        Čekaj_BSEM(1)
        kritični odsječak
        Postavi_BSEM(1)

        nekritični odsječak
    }
    do zauvijek
}
```

Početna vrijednost semafora `BSEM[1]` (prije pokretanja ovakvih dretvi) treba biti 1.

Primjer 5.2.

Primjer: sinkronizirati ulaznu, radnu i izlaznu dretvu sa četiri binarna semafora.

Ulazna dretva:

```
while(1)
{
    U = dohvati podatke

    Čekaj_BSEM(1)
    UR = U
    Postavi_BSEM(2)
}
```

Radna dretva:

```
while(1)
{
    Čekaj_BSEM(2)
    R1 = UR
    Postavi_BSEM(1)

    R2 = obradi(R1)

    Čekaj_BSEM(3)
    RI = R2
    Postavi_BSEM(4)
}
```

Izlazna dretva:

```
while(1)
{
    Čekaj_BSEM(4)
    I = RI
    Postavi_BSEM(3)

    pohrani(I)
}
```

Početno su `BSEM[1]` i `BSEM[3]` postavljeni u 1, ostali u 0.

Međuspremnici `UR` i `RI` koriste se za primopredaju podataka među dretvama (Ulazna-Radna, Radna-Izlazna).

Masno označeni dijelovi koda dretve mogu izvoditi i paralelno (na višeprosorskom sustavu).

5.3.2. Opći semafor

Opći semafor ima više stanja: jedno neprolazno i više prolaznih.

Zato je prikladan za brojanje događaja i sredstava te slične sinkronizacije.

Struktura za semafor:

- `.v` – vrijednost semafora
 - kada je `.v == 0` semafor je *neprolazan*
 - kada je `.v > 0` semafor je *prolazan*
- `.red` – blokirane dretve nad semaforom (lista opisnika tih dretvi)

Opći semafor se može ostvariti na razne načine. Mi ćemo koristiti ostvarenje koje je nablize onome koji se koristi u stvarnim sustavima. Označimo takav semafor s OSEM.

Opći semafor – OSEM

- druga imena: brojački semafor, brojilo događaja
- po ostvarenju jako slično BSEM-u, uz `++` umjesto `=1` i `--` umjesto `=0`

```
j-funkcija ČEKAJ_OSEM(S)
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    ako je (OSEM[S].v > 0) {
        OSEM[S].v--
    }
    inače {
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Aktivna_D), OSEM[S])
        odaberi_aktivnu_dretvu()
    }

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}

j-funkcija POSTAVI_OSEM(S)
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    ako je (red OSEM[S] nije prazan) {
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(OSEM[S]), Pripravne_D)
        odaberi_aktivnu_dretvu()
    }
    inače {
        OSEM[S].v++
    }

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}
```

Vrijednost `OSEM[I].v` nikako ne može postati negativna.

Vrijednost `OSEM[I].v` (kao i vrijednost `.v` ostalih semafora) može se mijenjati isključivo preko poziva jezginih funkcija. U programu dretve se `OSEM[I].v` ne može izravno koristiti (nije dohvatljiv izravno)!

Primjer 5.3. Primjer ostvarenja kritičnog odsječka semaforom

```
dretva () {
    ponavljaaj {
        Čekaj_OSEM(1)
        kritični odsječak
        Postavi_OSEM(1)
        nekritični odsječak
    }
    do zauvijek
}
```

Početna vrijednost semafora OSEM[1] (prije pokretanja ovakvih dretvi) treba biti 1.

Primjer 5.4.

Primjer: sinkronizirati ulaznu, radnu i izlaznu dretvu sa četiri opća semafora.

Ulazna dretva:

```
while(1)
{
    U = dohvati podatke

    Čekaj_OSEM(1)
    UR = U
    Postavi_OSEM(2)
}
```

Radna dretva:

```
while(1)
{
    Čekaj_OSEM(2)
    R1 = UR
    Postavi_OSEM(1)

    R2 = obradi(R1)

    Čekaj_OSEM(3)
    RI = R2
    Postavi_OSEM(4)
}
```

Izlazna dretva:

```
while(1)
{
    Čekaj_OSEM(4)
    I = RI
    Postavi_OSEM(3)

    pohrani(I)
}
```

Početno su OSEM[1] i OSEM[3] postavljeni u 1, ostali u 0.

Primjer 5.5. Web poslužitelj s glavnom dretvom i više radnih dretvi

```
glavna_dretva
{
    ponavljaaj {
        C = čekaj_spoj_klijenta()

        Čekaj_BSEM(KO)
        stavi_zah_tjev_u_red(C)
        Postavi_BSEM(KO)
        Postavi_OSEM(Z)
    }
    do kraja_rada
}
```

```
radna_dretva
{
    ponavljaaj {
        Čekaj_OSEM(Z)
        Čekaj_BSEM(KO)
        uzmi_idući_zah_tjev_iz_reda
        Postavi_BSEM(KO)

        obradi_zah_tjev_i_vrati_rezultat
    }
    do kraja_rada
}
```

Početne vrijednosti: BSEM[KO].v = 1, OSEM[Z].v = 0

Primjer 5.6. Utjecaj jezgrinih funkcija na stanje dretvi

Pokažimo kako će se mijenjati stanje sustava pozivom jezgrinih funkcija u određenim trenucima (zadano ispod). Programske prekide uvijek izaziva trenutno aktivna dretva.

Pozivi jezgrinih funkcija (jedna za drugom, nakon nekog kratkog vremena):

1. Prekid_UI(1)
2. Započni_UI(2)
3. Otkucaj_sata
4. Zakasni(3)
5. Otkucaj_sata
6. PostaviBSEM(1)
7. ČekajOSEM(1)

Neka se dretve raspoređuju prema prioritetu – samo je red pripravnih dretvi složen prema prioritetu, dok su svi ostali po redu prispjeća (osim reda odgođenih).

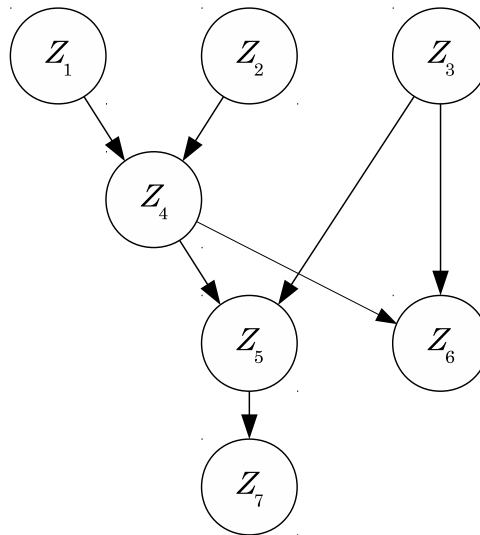
Tablica 5.3. Promjena stanja u jezgri gornjim pozivima

Red / stanje	0	1	2	3	4	5	6	7
Aktivna_D	8	8	7	7	6	6	6	5
Pripravne_D	7 5	7 6 5	6 5	6 5	5	5 2	5 4 2	4 2
BSEM[1]	4 11	4 11	4 11	4 11	4 11	4 11	11	11
OSEM[1]	1	1	1	1	1	1	1	1 6
UI[1]	6 12	12	12	12	12	12	12	12
UI[2]	3	3	3 8	3 8	3 8	3 8	3 8	3 8
Odgođene_D	2 ² 9 ⁵	2 ² 9 ⁵	2 ² 9 ⁵	2 ¹ 9 ⁵	2 ¹ 7 ² 9 ³	7 ² 9 ³	7 ² 9 ³	7 ² 9 ³

Zadatak 5.1. (ispitni zadatak)

Za ostvarenje sustava dretvi prema slici (rješenje zadatka 4.1) koriste se binarni/opći semafori.

- Koliko semafora je potrebno za sinkronizaciju?
- Koje su početne vrijednosti semafora?
- Neka je T_i tekst zadatka i . Proširiti svaki zadatak T_i u T'_i s minimalnim brojem potrebnih procedura `Čekaj_OSEM(j)` i `Postavi_OSEM(j)`.



5.4. Izvedba jezgrinih funkcija za višeprocorske sustave

- Zabrana prekida nije dovoljna za višeprocorske sustave kao mehanizam međusobnog isključivanja jezgrinih funkcija jer je zabrana lokalna za pojedini procesor
- Kako ostvariti MI u takvim sustavima?
 - mora se dodati radno čekanje
 - neka postoji instrukcija TAS kako je prikazano u 4. poglavlju
 - neka se za svaki procesor definira po jedna struktura, tj. ukupno imamo:
 - * lista aktivnih dretvi: Aktivna_D[N]
 - * liste pripravnih dretvi: Pripravne_D[N] (opisano kasnije zašto i ovo)
 - neka se definira varijabla OGRADA_JEZGRE (zastavica za radno čekanje)

5.4.1. Opći semafor

```

j-funkcija ČEKAJ_OSEM(S)
{
    //neka je M indeks procesora, npr. iz opisnika dreve ili nekog registra procesora
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D[M]
    //Aktivna_D[M] su lokalni podaci, nije ih potrebno štititi

    dok je (TAS (OGRADA_JEZGRE) == 1)    // radno čekanje
        ;                                // za ostvarenje KO u jezgri

    ako je (OSEM[S].v > 0) {
        OSEM[S].v--
    }
    inače {
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Aktivna_D[M]), OSEM[S])
        odaberi_aktivnu_dretvu_na_procesoru(M)
    }

    OGRADA_JEZGRE = 0

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D[M]
}
j-funkcija POSTAVI_OSEM(S)
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D[M]

    dok je (TAS (OGRADA_JEZGRE) == 1)
        ;

    ako je (red OSEM[S] nije prazan) {
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(OSEM[I]), Pripravne_D[L])
        //L - iz opisnika dretve
        odaberi_aktivnu_dretvu_na_procesoru(M)
    }
    inače {
        OSEM[S].v++
    }

    OGRADA_JEZGRE = 0

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D[M]
}

```

Kada nekom drugom procesoru stavljamo dretvu u red pripravnih on bi trebao pogledati je li sad to dretva najvećeg prioriteta kod njega (je li prioritet te dretve veći od aktivne). Stoga bi tada tom procesoru trebalo poslati i prekidni signal (trenutni procesor šalje signal tom drugom – mehanizam koji postoji u višeprocessorskim sustavima).

Ovdje je potrebno *radno čekanje*:

- ali samo do ulaska u jezgrinu funkciju (onaj bitan dio)
- s obzirom na to da su jezgrine funkcije kratke to nije dugo čekanje

Zašto više redova pripravnih, po jedan za svaki procesor?

- osnovni razlog jest učinkovitost korištenja priručnog spremnika procesora
 - učinkovitost sustava poprilično ovisi o priručnim spremnicima procesora jer s njima procesor značajno brže komunicira nego s memorijom
 - dretve koje se izmjenjuju na istom procesoru (npr. podjelom vremena) pri povratku na procesor će vjerojatno u priručnom spremniku još uvijek naći neke svoje podatke koje stoga neće trebati dohvaćati iz memorije – ušteda vremena, tj. ubrzanje rada
- dodatni razlog jest u smanjenom zaključavanju podataka jezgre
 - u stvarnim operacijskim sustavima se ne koristi zaključavanje pri ulasku u jezgru (*big kernel lock*) kao što je to prikazano prethodnim primjerom sa semaforima, već se zasebno zaključavaju samo one strukture podataka koje se koriste u dijelovima jezgrinih funkcija
 - * na ovaj način se jezgrine funkcije koje rade različite stvari mogu paralelno izvoditi
 - * npr. u prethodnom primjeru bi prvo zaključali samo ključ povezan sa semaforom S; tek ako je potrebno pristupiti i nekom redu pripravnih, onda zaključati i taj red
 - ako svaki procesor ima zaseban red pripravnih, pri zamjeni jedne dretve drugom dovoljno je zaključati samo taj red pripravnih
- više o višeprocessorskim sustavima moguće je pronaći u okviru predmeta [Napredni operacijski sustavi](#)

5.5. Primjeri sinkronizacije binarnim semaforima

Zadatak 5.2. Problem pušača cigareta

(Ograda – ne reklamiramo cigarete (naprotiv), ali to je ime algoritma – Patil, 1971.)

Zamislimo sustav s tri dretve pušača i jednom dretvom trgovcem. Svaki pušač neprestano savija cigarete i puši. Kako bi se savila i popušila cigareta potrebno je imati tri sastojka: duhan, papir i šibice. Jedan pušač ima u neograničenim količinama samo papir, drugi samo duhan, a treći samo šibice. Trgovac ima sva tri sastojka u neograničenim količinama. Trgovac nasumice stavlja na stol dva različita sastojka. Pušač koji ima treći sastojak uzima sastojke sa stola, signalizira trgovcu, savija cigaretu i puši. Trgovac stavlja nova dva sastojka na stol i ciklus se ponavlja. Na početku je stol prazan. Napisati dretve pušača i trgovca tako da se one međusobno ispravno sinkroniziraju s pomoću dva semafora. Napisati početne vrijednosti semafora.

Zadatak 5.3. Prioritetni redovi i semafori (kraći)

U jednoprosorskom računalu pokrenut je sustav dretvi D_1 , D_2 i D_3 s prioritetima 1, 2 i 3 respektivno. Najviši prioritet je 3. Svi zadaci koje obavljaju dretve su istog oblika D_x . Red pripravnih dretvi i red semafora su prioritetni. Aktivna je dretva koja je prva u redu pripravnih (nema posebnog reda aktivnih dretvi). Prije pokretanja sustava dretvi semafor S je bio zatvoren. Nakon nekog vremena (kad se navedene dretve nađu u redu semafora S), pokrene se dretva G . Što će se ispisati na zaslonu?

```
Dretva Dx{
    dok je(1){
        Čekaj_BSEM(S)
        piši(Px)          a
        Postavi_BSEM(S) -----
        piši(Zx)          b
    }
}
dretva G {
    Postavi_BSEM(S)
}
```

Pitanja za vježbu 5

1. Što je to jezgra operacijskog sustava?
2. Kako se ulazi u jezgru?
3. Od čega se jezgra sastoji?
4. U kojim se stanjima može naći dretva?
5. Navesti strukturu podataka jezgre za jednostavni model jezgre prikazan na predavanjima.
6. Što su to jezgrine funkcije? Navesti nekoliko njih (rad s UI jedinicama, semafori).
7. Što je to semafor? Koja struktura podataka jezgre je potrebna za njegovo ostvarenje? Skicirati funkciju `Čekaj_OSEM(I)/Postavi_OSEM(I)`.
8. Navesti primjer korištenja jezgrinih funkcija za ostvarenje međusobnog isključivanja (kritičnog odsječka).
9. Kako treba proširiti jezgrine funkcije za primjenu u višeprocessorskim sustavima?
10. Neki sustav se u promatranom trenutku sastoji od 5 dretvi u stanjima: D1 je aktivna, D2 u redu pripravnih, D3 u redu semafor `OSEM[1]`, D4 i D5 u redu odgođenih (D4 treba čekati još jedan kvant vremena, a D5 ukupno još 5). Grafički prikazati stanje sustava (liste s opisnicima). Prikazati stanje sustava:
 - a) nakon što dretva D1 pozove `Postavi_OSEM(1)`
 - b) nakon što se obradi prekid sata.
11. Sinkronizirati sustav zadataka prikazan grafom (...) binarnim/općim semaforima. Naznačiti početne vrijednosti svih semafora.
12. Proizvodnja nekog elementa odvija se na traci na kojoj postoje tri robota koji svaki rade svoj dio posla, naprije R1, potom R2 te na kraju R3 (nakon tog proizvod se miče na drugu traku i odlazi iz sustava). Pomak trake obavlja se tek kad su sva tri robota završila sa svojim poslom nad zasebnim elementima. Rad pojedinih robota upravljan dretvama `r1()`, `r2()` i `r3()` (`r1` upravlja s R1, `r2` s R2 te `r3` s R3). Ako s `posao_r1()` označimo sam rad na objektom koji radi R1 (za R2 i R3 slično) te s `pomak()` aktivaciju trake i pomak za jedno mjesto, napisati pseudokod za dretve `r1`, `r2` i `r3`. Za sinkronizaciju koristiti binarne/opće semafore te po potrebi i dodatne varijable. Neka je `i` u početnom stanju ispred svakog robota dio nad kojim on treba obaviti svoje operacije.
13. Za sustav dretvi različita prioriteta koje izvode zadani kod (...), prikazati rad do idućih 15 ispisa.

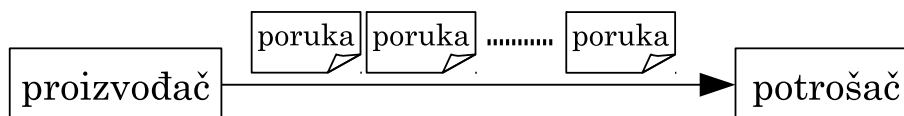
6. MEĐUDRETVENA KOMUNIKACIJA I KONCEPCIJA MONITORA

U ovom se poglavlju prikazuju mnogi primjeri sinkronizacije dretvi korištenjem semafora i monitora. U nastavku je najprije prikazan primjer komunikacije između dretve proizvođača i dretve potrošača. Potom su prikazani problemi koji mogu nastati korištenjem semafora te kako se neki od njih mogu izbjeći korištenjem monitora.

6.1. Primjer sinkronizacije semaforima: proizvođač i potrošač

Zadatak: Ostvariti komunikaciju između jednog proizvođača i jednog potrošača

Spremnik veličine jedne poruke, kakav smo već susretali kod ulazne, radne i izlazne dretve poprilično ograničava rad dretvi. U mnogim slučajevima u kojima dretve komuniciraju, poslovi koje takve dretve rade u prosjeku jednako traju. Međutim, za pojedinu poruku će ponekad jednoj strani trebati više vremena, a ponekad drugoj. Stoga ima smisla dodati međuspremnik većeg kapaciteta od jedne poruke koji će ublažiti razlike u obradi pojedinačnih poruka i omogućiti veću dinamičnost u izvođenju dretvi. U nastavku je stoga krenuto od pretpostavke da u međuspremnik stane više poruka.



Slika 6.1. Proizvođač i potrošač

6.1.1. Načelni pseudokod rješenja

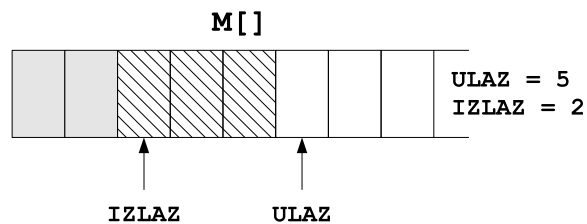
```
proizvođač
{
    ponavljaaj {
        P = stvori poruku ()
        pošalji poruku(P)
    }
    do zauvijek
}
```

```
potrošač
{
    ponavljaaj {
        čekaj na poruku
        R = uzmi poruku()
        obradi poruku (R)
    }
    do zauvijek
}
```

Kako ostvariti pošalji poruku(P), čekaj na poruku i uzmi poruku()?

Potrebno je koristiti neke sinkronizacijske mehanizme i zajednički spremnik. Prikažimo to na primjerima u nastavku.

6.1.2. Korištenje neograničenog međuspremnika i radno čekanje



Slika 6.2. Neograničeni međuspremnik

- **M[]** – međuspremnik neograničene veličine
- **ULAZ** – indeks prvog praznog mjesta u međuspremniku, početno 0
- **IZLAZ** – indeks prvog nepročitanog mjesta u međuspremniku, početno 0

```

proizvođač
{
    ponavljaj {
        P = stvori poruku()
        M[ULAZ] = P
        ULAZ++
    }
    do zauvijek
}

```

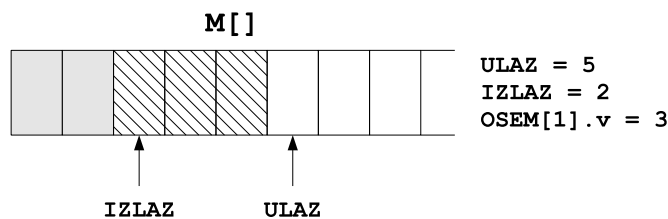
```

potrošač
{
    ponavljaj {
        dok je (IZLAZ >= ULAZ) \\radno
        ;                          \\čekanje
        R = M[IZLAZ]
        IZLAZ++
        obradi poruku(R)
    }
    do zauvijek
}

```

Nedostaci: radno čekanje, neograničeni međuspremnik

6.1.3. Korištenje neograničenog međuspremnika i jednog semafora



Slika 6.3. Neograničeni međuspremnik sa semaforima

- **OSEM[1]** – broji poruke u međuspremniku, početno 0

```

proizvođač
{
    ponavljaj {
        P = stvori poruku()
        M[ULAZ] = P
        ULAZ++
        Postavi_OSEM(1)
    }
    do zauvijek
}

```

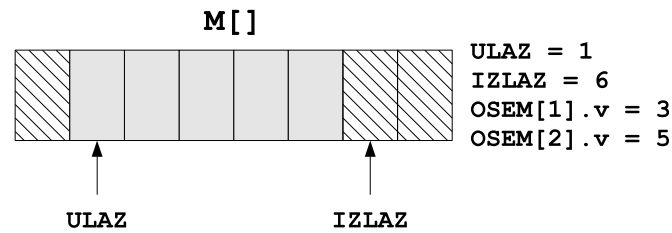
```

potrošač
{
    ponavljaj {
        Čekaj_OSEM(1)
        R = M[IZLAZ]
        IZLAZ++
        obradi poruku(R)
    }
    do zauvijek
}

```

Nedostatak: neograničeni međuspremnik

6.1.4. Korištenje ograničenog međuspremnika i dva semafora



Slika 6.4. Ograničeni međuspremnik

- **M[N]** – međuspremnik s **N** mjesta za poruke
- **ULAZ** i **IZLAZ** se povećavaju po modulu **N**
- **OSEM[1]** – broji poruke u međuspremniku, početno 0
- **OSEM[2]** – broji prazna mjesta u međuspremniku, početno **N** (veličina međuspremnika)

```

proizvođač
{
    ponavljaaj {
        P = stvori poruku()
        Čekaj_OSEM(2)
        M[ULAZ] = P
        ULAZ = (ULAZ + 1) MOD N
        Postavi_OSEM(1)
    }
    do zauvijek
}

```

```

potrošač
{
    ponavljaaj {
        Čekaj_OSEM(1)
        R = M[IZLAZ]
        IZLAZ = (IZLAZ + 1) MOD N
        Postavi_OSEM(2)
        obradi poruku(R)
    }
    do zauvijek
}

```

Varijablu **ULAZ** koristi samo proizvođač, dok varijablu **IZLAZ** samo potrošač. Međutim, obje dretve koriste međuspremnik **M**. Ipak, vrijednosti u varijablama **ULAZ** i **IZLAZ** te semafori **OSEM[1]** i **OSEM[2]** će spriječiti da obje dretve istovremeno pokušaju koristiti isti element međuspremnik.

Kada bi imali više proizvođača ili više potrošača, onda bi trebali dodati binarne semafore za zaštitu od istovremenog korištenja tih varijabli i istih dijelova međuspremnik.

6.1.5. Više proizvođača i jedan potrošač

Potrebno je dodati jedan binarni semafor za proizvođače da se spriječi istovremeni pokušaj stavljanja u međuspremnik na isto mjesto te promjenu varijable ULAZ.

```
proizvođač
{
    ponavljaaj {
        P = stvori poruku()
        Čekaj_OSEM(2)
        Čekaj_BSEM(1)
        M[ULAZ] = P
        ULAZ = (ULAZ + 1) MOD N
        Postavi_BSEM(1)
        Postavi_OSEM(1)
    }
    do zauvijek
}
```

```
potrošač
{
    ponavljaaj {
        Čekaj_OSEM(1)
        P = M[IZLAZ]
        IZLAZ = (IZLAZ + 1) MOD N
        Postavi_OSEM(2)
        obradi poruku(P)
    }
    do zauvijek
}
```

6.1.6. Više proizvođača i više potrošača

Potrebno je dodati dva binarna semafora: jedan za proizvođače da se spriječi istovremeni pokušaj stavljanja u međuspremnik i promjena varijable ULAZ, te jedan za potrošače da se spriječi pokušaj istovremenog uzimanja poruke iz međuspremnika i mijenjanja varijable IZLAZ.

```
proizvođač
{
    ponavljaaj {
        P = stvori poruku()
        Čekaj_OSEM(2)
        Čekaj_BSEM(1)
        M[ULAZ] = P
        ULAZ = (ULAZ + 1) MOD N
        Postavi_BSEM(1)
        Postavi_OSEM(1)
    }
    do zauvijek
}
```

```
potrošač
{
    ponavljaaj {
        Čekaj_OSEM(1)
        Čekaj_BSEM(2)
        P = M[IZLAZ]
        IZLAZ = (IZLAZ + 1) MOD N
        Postavi_BSEM(2)
        Postavi_OSEM(2)
        obradi poruku(P)
    }
    do zauvijek
}
```

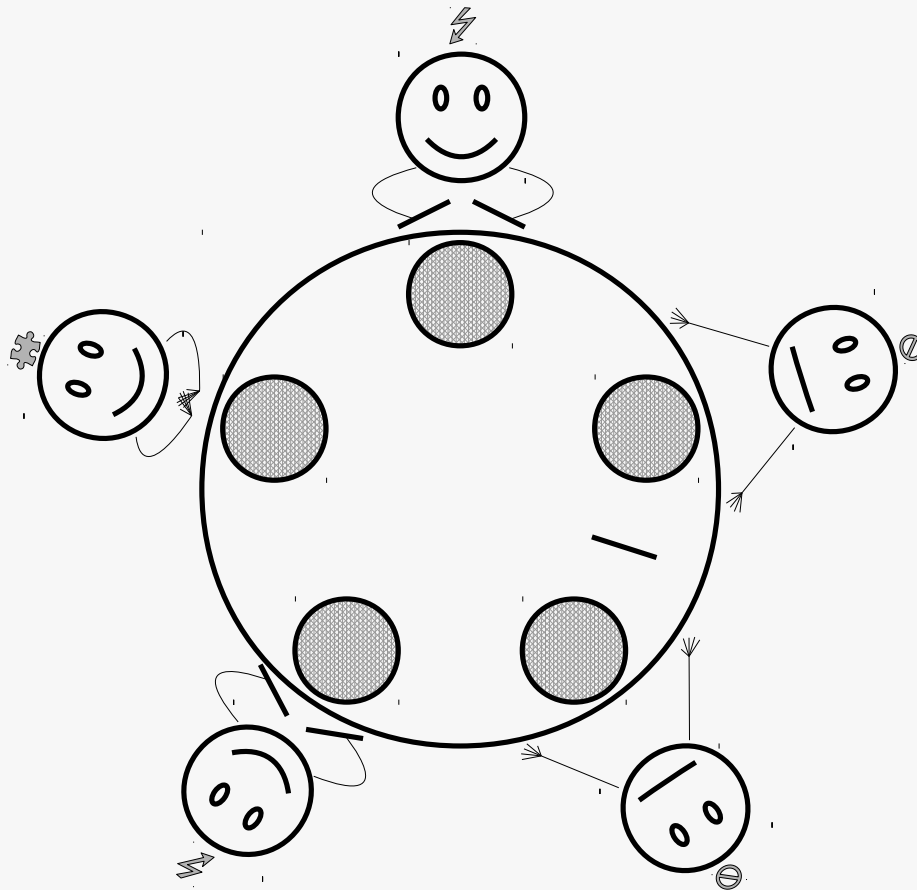
6.2. Problemi sa semaforima

Primjer 6.1. Problem pet filozofa

Pet filozofa sjedi za jednim okruglim stolom. Ispred svakog filozofa je zdjela s hranom (koju konobari nadopunjavaju čim se isprazni). Na stolu se nalazi pet štapića, po jedan između svaka dvije zdjele. Svaki filozof cijelo vrijeme ponavlja sljedeća korake:

1. razmišlja
2. uzima lijevi i desni štapić ako su slobodni, inače čeka da se oslobode
3. jede
4. opere štapiće i vraća ih na stol, lijevo i desno od svoje zdjele

S obzirom da nema dovoljno štapića, neće svi filozofi moći istovremeno jesti.



Slika 6.5. Problem pet filozofa

Na slici 6.5. dva filozofa jedu (na vrhu i dole lijevo), jedan razmišlja (lijevo u sredini) te dva su gladna i čekaju da se oslobode štapići (desno u sredini i desno dole).

U simulaciji filozofa dretvama, sinkronizacija semaforima kod koje bi svaki štapić simulirali jednim semaforom mogla bi izgledati kao u nastavku.

```

dretva Filozof(I)
{
    L = I; D = (I + 1) % 5
    ponavljaj {
        misli
        ČekajBSEM(L)      //uzmi_štapić(L)
        ČekajBSEM(D)      //uzmi_štapić(D)
        jedi
        PostaviBSEM(L)    //vrati_štapić(L)
        PostaviBSEM(D)    //vrati_štapić(D)
    }
    do ZAUVIJEK
}

```

Problem s navedenim rješenjem jest u slučaju da sve dretve paralelno rade te paralelno pozovu operaciju ČekajBSEM(L) (L je različit za svaku dretvu). Obzirom da bi u tom trenutku svi štapići još bili na stolu, sve bi dretve prošle kroz prvi poziv "čekaj" sa semaforima. Međutim, tada bi svi semafori (svih pet) bilo neprolazno i sve bi dretve zapele na drugom "čekaj" pozivu – nastao bi *potpuni zastoj*.

Na prvi pogled navedeni scenarij izgleda malo vjerojatan. Međutim, ako dretve petlju obavljaju jako brzo, jako puno puta, paralelno, vjerojatnost postaje jako velika.

Problem potpuna zastoja može nastati kada imamo i samo dvije dretve i dva semafora.

Primjer 6.2. Dvije dretve i dva semafora

Neka se dvije dretve zauzimanje sredstava A i B štite binarnim semaforima I i J čije su početne vrijednosti jednake 1.

<pre> dretva prva() { ponavljaj { nešto Čekaj_BSEM(I) nešto Čekaj_BSEM(J) nešto Postavi_BSEM(J) nešto Postavi_BSEM(I) nešto nešto } do ZAUVIJEK } </pre>	<pre> dretva druga() { ponavljaj { nešto nešto Čekaj_BSEM(J) nešto Čekaj_BSEM(I) nešto Postavi_BSEM(I) nešto Postavi_BSEM(J) nešto } do ZAUVIJEK } </pre>
--	---

U nekom trenutku moguće je da dretve paralelno izvode linije koda koje su u istom retku. Pozivi Čekaj_BSEM() u linijama 1 i 2 će propustiti dretve obzirom da su u tim trenucima ti semafori bili prolazni. Međutim, pozivi u linijama 3 i 4 blokirati će dretve jer su sada ti semafori neprolazni – obje su dretve blokirane – dogodio se potpuni zastoj.

6.2.1. Potpuni zastoј

Nužni uvjeti za mogućnost nastanka potpunog zastoја su:

1. bar dvije dretve i bar dva sredstva koje te dretve obje koriste
2. u svakom trenutku sredstvo smije koristiti samo jedna dretva (međusobno isključivo)
3. dretvi se sredstvo ne može oduzeti, ona ga sama otpušta kada joj više ne treba
4. dretva drži dodijeljeno sredstvo dok traži dodatno sredstvo

Može li se neki uvjet maknuti?

Prva tri nema smisla – mijenja se logika programa.

Četvrti uvjet se može promijeniti drukčijim programiranjem:

- neka dretva zauzima potrebna sredstva odjednom, ne pojedinačno
- zauzeti oba semafora odjednom – preko jedne jezgrine funkcije kao atomarne operacije

Problem: do sada prikazane jezgrine funkcije za rad sa semaforima nemaju takvu operaciju. Mogli bi ih proširiti ili uvesti druge mehanizme.

Današnji operacijski sustavi imaju sučelja za rad atomarnih operacija nad skupom semafora, primjerice:

- `semop` na *UNIX*-u
- `WaitForMultipleObjects` na Win*

Mnogo sinkronizacijskih problema ne može se riješiti oslanjanjem samo na vrijednost semafora. Stoga se u nastavku neće uvoditi jezgrine funkcije za atomarne operacije nad skupom semafora već će se prikazati drugi mehanizam sinkronizacije koji se ne oslanja na vrijednosti semafora.

6.3. Monitori

Problemi sa semaforima (npr. potpuni zastoj) nastaju u sustavima s više dretvi i više sredstava ili složenijim problemima sinkronizacije gdje semafori nisu dovoljni.

C.A.R. Hoare je 70'tih predložio drukčiji mehanizam sinkronizacije:

- sve kritične radnje koje uključuju zajednička sredstva obavljati u kontroliranom okruženju – monitorskim funkcijama – u monitoru
- monitorske funkcije su vrlo slične kritičnim odsječcima (zapravo to i jesu) i jezgrinim funkcijama, ali NISU jezgrine funkcije već korisničke
- monitor ima proširenu funkcionalnost (dodatne operacije osim ‘uđi’ i ‘izađi’)
- u monitoru se mijenjaju i ispituju varijable koje opisuju stanje sustava
- ako stanje sustava nije povoljno za dretvu da ona nastavi s radom (npr. nema lijevog i desnog štapića) dretva se blokira – stavlja u *red uvjeta* i privremeno napušta monitor – jednom jezgrinom funkcijom!
- blokiranu dretvu odblokira druga jezgrinim funkcijama
- u monitorskim funkcijama je uvijek najviše jedna dretva aktivna (blokirane ne brojimo)
- mogli bi reći da je monitor proširenje binarnog semafora

Problem pet filozofa bi mogli IDEJNO riješiti monitorom:

```
dretva Filozof(I)
{
    ponavljaj {
        misli
        uzmi_štapiće(I) // monitorska funkcija
        jedi
        vrati_štapiće(I) // monitorska funkcija
    }
    do zauvijek
}

m-funkcija uzmi_štapiće(I)
{
    dok je (oba štapića oko filozofa I nisu slobodna)
        blokiraj dretvu

    uzmi oba štapića oko filozofa I
}

m-funkcija vrati_štapiće(I)
{
    vrati oba štapića oko filozofa I
    propusti desnog filozofa ako čeka
    propusti lijevog filozofa ako čeka
}
```

6.3.1. Podrška jezgre (jezgrine funkcije) za ostvarenje monitora

U nastavku su navedene jezgrine funkcije za ostvarenje monitora (u prva dva izdanja knjige je to “suvremeni monitor” – ali mi samo njega koristimo!).

(Ne traži se reprodukcija koda, već “samo” razumijevanje što koja funkcija radi.)

```
j-funkcija Uđi_u_monitor(M) //mutex_lock
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    ako je (Monitor[M].v == 1) {
        Monitor[M].v = 0
    }
    inače {
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Aktivna_D), Monitor[M])
        odaberi_aktivnu_dretvu()
    }

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}
```

```
j-funkcija Izađi_iz_monitora(M) //mutex_unlock
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    ako je (red Monitor[M] nije prazan)
    {
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Monitor[M]), Pripravne_D)
        odaberi_aktivnu_dretvu()
    }
    inače {
        Monitor[M].v = 1
    }

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}
```

Funkcije `Uđi_u_monitor` i `Izađi_iz_monitora` su identične funkcijama za rad s binarnim semaforima. `Čekaj_BSEM` i `Postavi_BSEM` te se kao i on mogu koristiti za ostvarenje kritična odsječka. Međutim, nad monitorom se obavljaju i druge operacije; uz njega su povezane i druge strukture podataka.

Također, ulazak u monitor vezuje dretvu s monitorom. Ovdje to nismo radili radi jednostavnosti, ali u “stvarnim sustavima” se to provjerava. Stoga te funkcije nisu predviđene za sinkronizaciju ulazne, radne i izlazne dretve na način kao što je korišten binarni semafor.

```
funkcija Čekaj_u_redu_uvjeta(R, M) //cond_wait - nije jezgrina funkcija
{
    Uvrsti_u_red_uvjeta(R, M)
    Uđi_u_monitor(M)
}
```

```

j-funkcija Uvrsti_u_red_uvjeta(R, M) //nema ekv. u sustavima
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Aktivna_D), Red_uvjeta[R])
    ako je (red Monitor[M] nije prazan) {
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Monitor[M]), Pripravne_D)
    }
    inače {
        Monitor[M].v = 1
    }
    odaberi_aktivnu_dretvu()

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}

```

```

j-funkcija Oslobodi_iz_reda_uvjeta(R) //cond_signal
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    ako je (red Red_uvjeta[R] nije prazan) {
        stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Red_uvjeta[R]), Pripravne_D)
        odaberi_aktivnu_dretvu()
    }

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}

```

```

j-funkcija Oslobodi_sve_iz_reda_uvjeta(R) //cond_broadcast
{
    pohrani kontekst u opisnik Aktivna_D

    ako je (red Red_uvjeta[R] nije prazan) {
        dok je (red Red_uvjeta[R] neprazan)
            stavi_u_red(makni_prvu_iz_reda(Red_uvjeta[R]), Pripravne_D)
            odaberi_aktivnu_dretvu()
    }

    obnovi kontekst iz opisnika Aktivna_D
}

```

Tablica 6.1. Ekvivalencija poziva s pozivima stvarnih sustava

Funkcija	POSIX (labosi)	Win32 (Vista+) (info)
Uđi_u_monitor	pthread_mutex_lock	EnterCriticalSection
Izađi_iz_monitora	pthread_mutex_unlock	LeaveCritivalSection
Čekaj_u_redu_uvjeta	pthread_cond_wait	SleepConditionVariableCS
Oslobodi_iz_reda_uvjeta	pthread_cond_signal	WakeConditionVariable
Oslobodi_sve_iz_reda_uvjeta	pthread_cond_broadcast	WakeAllConditionVariable

6.4. Primjeri sinkronizacije semaforima i monitorima

Osmišljavanje višedretvenog programa je znatno složenije i može dovesti do raznih grešaka i problema (neki već spomenuti). Što se očekuje od ispravnog rješenja problema?

Što znači “ispravno sinkronizirati dretve/procese/zadatke”?

- Redoslijed izvođenja mora biti istovjetan opisu u tekstu zadatka.
- Međusobno isključivo treba koristiti sredstava za koje se to zahtijeva ili je iz zadatka očito da treba.
- Nema mogućnosti za nastanak potpunog zastoja.
- Nema radnog čekanja.
- Uz algoritam potrebno je navesti početne vrijednosti svih varijabli i semafora.

Zadatak 6.1. Problem pet filozofa

```
dretva Filozof(I)
{
    ponavljaj {
        misli
        uzmi_štapiće(I)
        jedi
        vrati_štapiće(I)
    }
    do zauvijek
}
```

štapić[i] = 1 – i-ti štapić slobodan (početna vrijednost)

štapić[i] = 0 – i-ti štapić zauzet

```
m-funkcija uzmi_štapić(I)
{
    L = I; D = (I + 1) MOD 5

    Uđi_u_monitor(m)
    dok je (štapić[L] + štapić[D] < 2)
        Čekaj_u_redu_uvjeta(red[I], m)
    štapić[L] = 0
    štapić[D] = 0
    Izađi_iz_monitora(m)
}
```

```
m-funkcija vrati_štapiće (I)
{
    L = I; D = (I + 1) MOD 5
    LF = (L - 1) MOD 5; DF = D
    Uđi_u_monitor (m)
    štapić[L] = 1
    štapić[D] = 1
    Oslobodi_iz_redu_uvjeta(red[LF], m)
    Oslobodi_iz_redu_uvjeta(red[DF], m)
    Izađi_iz_monitora(m)
}
```

Dretva filozofa će ili uzeti oba štapića ili neće niti jedan. Na taj način je izbjegnuta potpuni zastoj. Iako je uvjet koji se ovdje ispituje jednostavan, ista logika, tj. struktura koda bi vrijedila i za složene uvjete. To će se vidjeti kroz primjere u nastavku.

Iako navedeno rješenje radi ispravno, detaljnijom analizom mogu se pronaći neki nedostaci. Primjerice, u prikazanom rješenju može se dogoditi stanje u kojem filozofi oko jednog (koji čeka) naizmjenice jedu, ali tako da se mali dio vremena preklapaju u toj aktivnosti (kad oba jedu). Tada ovaj između njih koji čeka nikada neće imati oba štapića slobodna, dok će njegovi susjedi moći jesti puno puta.

Za primjer, razmotrimo filozofe s indeksima 1, 2 i 3 te ih označimo s F1, F2 i F3. Neka prvi u monitor uđe filozof F1. Nakon što je F1 uzeo štapiće i izašao iz monitora, u monitor ulazi filozof F2. S obzirom na to da njemu nedostaje lijevi štapić, on će se blokirati u redu uvjeta

(i privremeno izaći iz monitora). Neka tada u monitor uđe F3, koji ima oba štapića slobodna (pretpostavimo da filozof F4 jako dugo misli). F3 uzima štapiće i izlazi iz monitora. Idući događaj neka bude vraćanje štapića od strane F1. On će u tom postupku poslati i signal prema F2, ali će F2 nakon provjere ponovno biti blokiran (sada mu nedostaje onaj drugi štapić koji ima F3). Ako F1 ponovno dođe i želi uzeti štapiće prije nego li je F3 vratio svoje, opet će ih naći slobodne te ih uzeti. Ako sada F3 vrati štapiće, F2 opet neće moći uzeti oba jer mu je opet F1 uzeo lijevi. F1 i F3 se tako mogu u nedogled izmjenjivati i onemogućiti filozofu F2 da dođe do oba štapića.

Navedeni problema nazivamo problemom *izgladnjivanja*.

U nastavku je prikazano rješenje koje se zasniva na tome da filozof koji ima oba štapića on ih ipak neće uzeti ako bilo koji od njegovih susjeda (lijevi i desni) čekaju puno više od njega. Međutim, ovo limitira paralelnost u korištenju sredstava – nije optimalno, iako ublažava izgladnjivanje.

```
T = 0 - referentno "vrijeme", koje se povećava događajima
t[5] - trenutak kada filozof hoće nešto; MAX kada ima ili mu ne treba
N - dozvoljena razlika u broju obroka među susjednim filozofima

m-funkcija uzmi_štapiće(I)
{
    L = I; D = (I + 1) MOD 5
    LF = (L - 1) MOD 5; DF = D
    Uđi_u_monitor(m)
    T++
    t[I] = T
    dok je (štapić[L] + štapić[D] < 2 ILI t[LF] < t[I] - N ILI t[DF] < t[I] - N)
        Čekaj_u_redu(red[I], m)
    štapić[L] = 0
    štapić[D] = 0
    t[I] = MAX
    Izadi_iz_monitora(m)
}
```

Razlika na izvornu funkciju je označena masno. Funkciju za vraćanje štapića nije potrebno mijenjati.

Zadatak 6.2. Problem starog mosta

Stari most je uski most i stoga postavlja ograničenja na promet. Na njemu istovremeno smiju biti najviše tri automobila koja voze u istom smjeru. Simulirati automobile dretvom `Auto` koja obavlja niže navedene radnje. Napisati pseudokod monitorskih funkcija `Popni_se_na_most(smjer)` i `Siđi_s_most()`.

```
Dretva Auto(smjerA) // smjerA = 0 ili 1
{
    Popni_se_na_most(smjerA)
    prijeđi_most
    Siđi_s_most(smjerA)
}
```

Zadatak 6.3. Stanje strukture podataka na jednom primjeru

U sustavu se nalaze dvije dretve koje obavljaju kod prema pseudokodu ispod. Nakon stvaranja dretvi one se nalaze u redu pripravnih prema [1]. Redovi su složeni po redu prispjeća. Stanja sustava za vrijeme rada tih dretvi prikazana su u nastavku. Koriste se monitori s labosa.

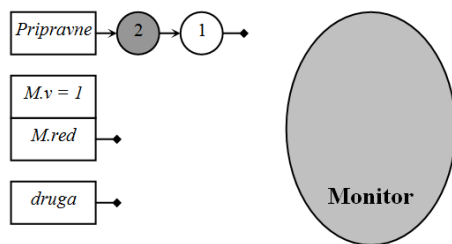
```

Dretva1 {
    mutex_lock(M);
    ispiši("Prva");
    prva = 1;
    cond_signal(druga, M);
    mutex_unlock(M);
}

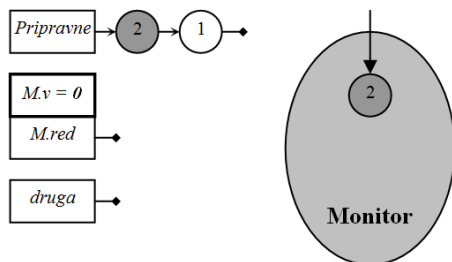
Dretva2 {
    mutex_lock(M);
    dok je (prva == 0)
        cond_wait(druga, M);
    ispiši("Druga");
    mutex_unlock(M);
}

```

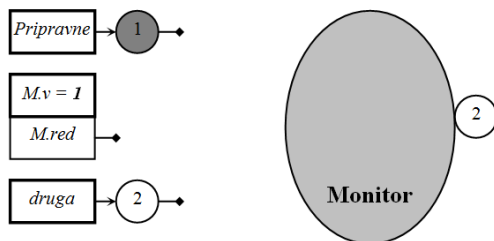
[1] Početno stanje



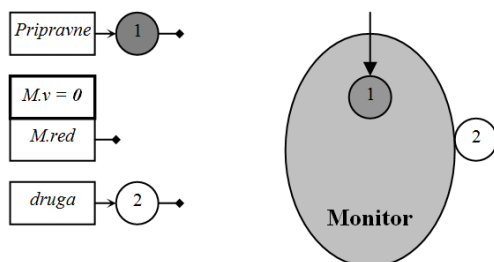
[2] (dretva 2) mutex_lock(M);



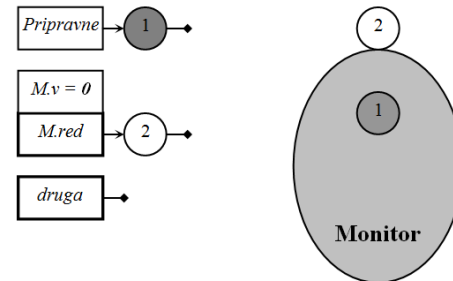
[3] (dretva 2) dok je (prva == 0)
cond_wait(druga, M);



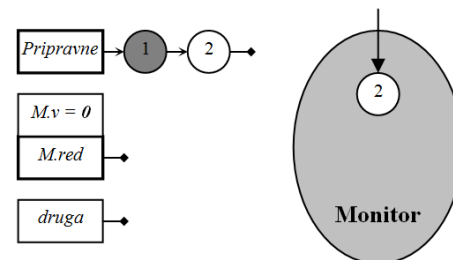
[4] (dretva 1) mutex_lock(M);



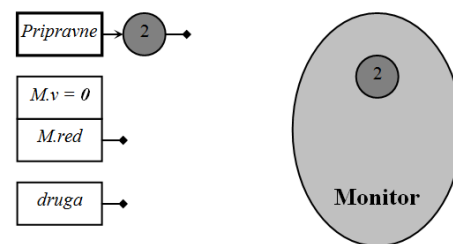
[5] (dretva 1) ispiši("Prva");
prva = 1;
cond_signal(druga, M);



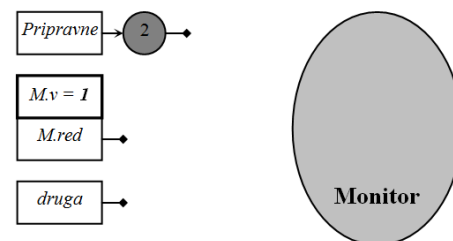
[6] (dretva 1) mutex_unlock(M);



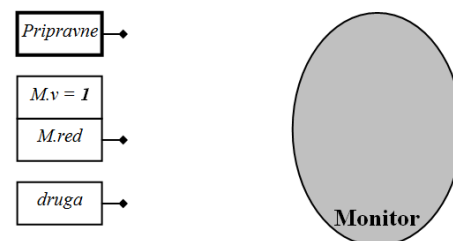
[7] Dretva 1 završava



[8] (dretva 2): ispiši("Druga");
mutex_unlock(M);



[9] Dretva 2 završava



Zadatak 6.4. Problem pušača

Neka se za rješenje koristi jedan monitor s dva reda uvjeta. U prvom će redu čekati trgovac kada čeka da se stol isprazni, a u drugom pušači koji čekaju da se na stolu pojave sastojci koji njima trebaju.

```
dretva Trgovac()
{
    ponavljaj {
        (s1, s2) = nasumice odaberi ...

        Uđi_u_monitor(m)

        dok je (stol_prazan != 1)
            Čekaj_u_redu_uvjeta(m, red[0])

        stavi_sastojke_na_stol(s1, s2)
        Oslobodi_sve_iz_reda_uvjeta(red[1])
        Izađi_iz_monitora(m)
    }
    do ZAUVIJEK
}
```

```
dretva Pušač(p)
{
    (r1, r2) = sastojci_koje_pušač_nema(p)

    ponavljaj {
        Uđi_u_monitor(m)

        dok (na_stolu() != (r1, r2))
            Čekaj_u_redu_uvjeta(m, red[1])

        uzmi_sastojke(r1, r2)
        stol_prazan = 1
        Oslobodi_iz_reda_uvjeta(red[0])
        Izađi_iz_monitora(m)

        napravi_cigaretu ...
    }
    do ZAUVIJEK
}
```

Početne vrijednosti: stol_prazan = 1

Zadatak 6.5. Ping-pong dretve

Simulirati rad dretvi *ping* i dretvi *pong*. Dretve se nasumično pojavljuju u sustavu (stvaraju ih neke druge dretve) i u svom radu samo ispisuju poruku: dretve *ping* ispisuju *ping* dok dretve *pong* ispisuju *pong*. Sinkronizirati rad dretvi tako da:

- ispis bude pojedinačan (unutar kritičnog odsječka)
- dretve *ping* i *pong* naizmjenice ispisuju poruke (ispis: ping pong ping pong...)
- dretve *ping* i *pong* ispisuju poruke tako da se uvijek pojavljuju dva ping-a prije svakog pong-a (ispis: ping ping pong ping ping pong...)
- dretve *ping* i *pong* ispisuju poruke tako da se uvijek pojavljuju barem dva ping-a prije svakog pong-a (ispis: ping ping ping pong ping ping pong ping...)

Zadatak 6.6. Parking

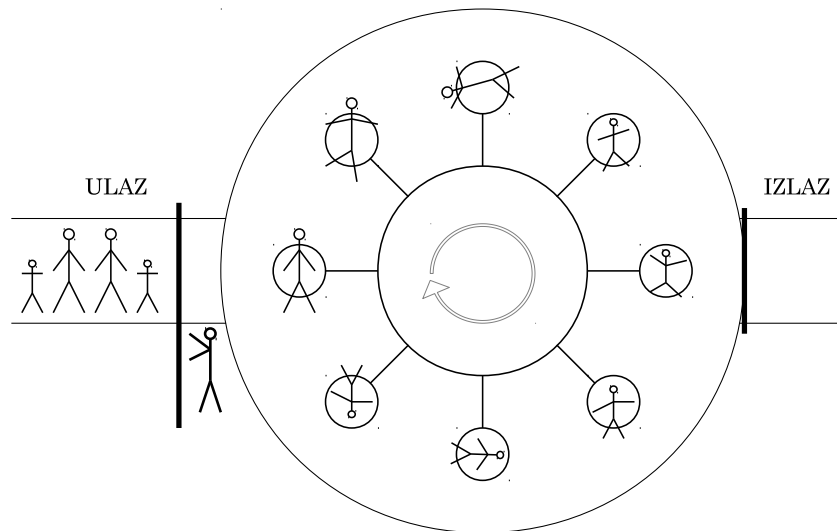
Neki parking (npr. FER-ov) ima dvije rampe: jednu za ulaz i drugu za izlaz. Automobili ulaze na parking uz pomoć daljinskog uređaja. Svaki uređaj ima jedinstveni broj za koji u bazi sustava postoji definirano stanje: 0 – auto nije na parkingu i 1 – auto je na parkingu. Ulazak je automobilima moguć samo u stanju 0, a izlazak samo u stanju 1. Automobil ne može ući ako je na parkingu već MAX automobila. Simulirati sustav dretvama, tj. napisati funkcije `ulaz(id)` i `izlaz(id)` koje pozivaju auti s brojem uređaja `id`.

Ponekad se greškom ne evidentira ulazak ili izlazak automobila te se ne promijeni stanje uređaja i broj mjesta. Ako je potrebno, portir ima pristup bazi i može promijeniti stanje automobila i

broj mjesta. Dodati monitorske funkcije `portir_postavi(id)` i `portir_obriši(id)` koje poziva portir, a koje postavljaju odgovarajuće stanje uređaja i broj mjesta.

Zadatak 6.7. Vrtuljak

Modelirati vrtuljak s dva tip dretvi: dretvama *posjetitelj* (koje predstavljaju posjetitelje koji žele na vožnju) te dretvom *vrtuljak* koja predstavlja sam vrtuljak (upravljanje vrtuljkom). Dretvama *posjetitelj* se ne smije dozvoliti ukrcati na vrtuljak prije nego li prethodna grupa ode te kada više nema praznih mjesta (N), a pokretanje vrtuljka napraviti tek kada je pun.



Zadatak 6.8. Restoran (Zadatak 6.2. Microsoft i Linux programeri)

Na nekom katu jedne zgrade nalaze se uredi tvrtke A (npr. s lijeve strane), tvrtke B (npr. s desne strane) te restoran (na kraju hodnika). Restoran koriste zaposlenici obiju tvrtki, ali zbog osjetljivosti njihova posla ne smije se dopustiti da se u njemu istovremeno nalaze zaposlenici jedne i druge tvrtke (u radno vrijeme; u hodniku, koji je pod video nadzorom mogu biti istovremeno i jedni i drugi). Simulirati zaposlenike dretvom `Zaposlenik(tvrtka)`.

```
Zaposlenik(tvrtka) //tvrtka je 0 ili 1
{
    ponavljaj {
        radi nešto u uredu
        uđi_u_restoran(tvrtka)
        popij/pojedi nešto, pročitaj novine, ...
        izađi_iz_restorana(tvrtka)
    }
    do kraja radnog vremena
}
```

Ostvariti funkcije označene masno korištenjem monitora. Riješiti i problem izgladnjivanja.

Zadatak 6.9. Čitači i pisači

Riješiti problem sinkronizacije dretvi čitača i pisaa (napisati pseudokod funkcija `pisač()` i `čitač()`) korištenjem semafora i/ili monitora te dodatnih varijabli (po potrebi). Pretpostaviti da pisači u kritičnom odsječku pišu funkcijom `piši(X)`, a čitači čitaju funkcijom `čitaj(Y)`.

Kada neki čitač čita niti jedan писаč ne smije pisati, dok istovremeno drugi čitači mogu čitati. Kada neki od писаča пише svi ostali moraju čekati (i čitači i писаči).

Zadatak 6.10. Normalni i kritični poslovi

Neki poslužitelj obrađuje dvije vrste poslova: normalne i kritične. Prihvat novog posla obavlja dretva prihvat (po programu desno). Obradu poslova radi više dretvi radna – čiji tekst programa je zadatak napisati. Kada neka radna dretva odabire koji će posao uzeti uvijek će najprije uzeti kritični posao, ako takav postoji. Iznimno, ako u nekom trenutku N ili više dretvi obrađuje kritične poslove, radna dretva koja bi mogla uzeti novi posao (bilo koji) to ne smije napraviti, već treba čekati. Stoga, svaki put kada dretva završi obradu kritičnog posla, ona mora osloboditi sve blokirane dretve. Za sinkronizaciju koristiti monitore. Uzimanje poslova obaviti funkcijama `uzmi_kritičan()` i `uzmi_normalan()` (koje postoje – nije ih potrebno ostvarivati), a obradu funkcijom `obavi_posao(posao)`. Pozivanje funkcija za preuzimanje poslova mora biti međusobno isključivo (funkcije nemaju ugrađenu sinkronizaciju).

```
dretva prihvat {
  ponavljaj {
    posao = čekaj_novi_posao()
    Uđi_u_monitor(m)
    ako je posao.tip == KRITICAN {
      dodaj_kritičan(posao)
      br_k++ (broj krit. poslova)
    } inače {
      dodaj_normalan(posao)
      br_n++ (broj norm. poslova)
    }
    Oslobodi_iz_reda_uvjeta(red)
    Izađi_iz_monitora(m)
  } do zauvijek
}
```

Variable:

- m - monitor
- red - red uvjeta
- posao.tip => NORMALAN, KRITICAN
- br_k - broj kritičnih poslova u redu
- br_n - broj normalnih poslova u redu

Za rješenje treba još:

- kr_dr - broj dretvi koje rade kritične poslove

Zadatak 6.11. Kratki i dugi poslovi

U nekom sustavu postoje dva tipa dretvi: jedna dretva prihvati i N dretvi obradi. Dretva prihvati čeka i zaprima nove poslove sa: `posao = dohvati_idući()`. Posao može biti kratki ili dugi (`posao.tip == KRATKI/DUGI`). Kratke poslove dretva prihvati stavlja u njihov red sa `stavi_kratki(posao)`, a duge u njihov sa `stavi_dugi(posao)`. Dretve obradi preko `posao=uzmi_kratki()/uzmi_dugi()` uzimaju posao iz jednog ili drugog reda te ga obrađuju s `obradi(posao)`. Dretva obradi treba odabrati dugi posao osim ako:

- nema dugih poslova u njihovu redu (a kratkih ima)
- ima više od 10 kratkih poslova u njihovu redu
- ima kratkih poslova u njihovu redu i trenutno barem pet dretvi već obrađuje duge poslove.

Napisati pseudokod za oba tipa dretvi korištenjem monitora za sinkronizaciju. Korištenje redova (operacije `stavi*` i `uzmi*`) zaštititi. Obrade različitih poslova od strane različitih dretvi moraju se moći obaviti i paralelno (izvan monitora).

Zadatak 6.12. H_2O

Sinkronizirati dretve vodika i kisika koje stvaraju molekulu vode H_2O . Dretve se stvaraju nasumično. Za stvaranje molekule koristi se "kalup". Kad sva tri atoma budu u kalupu molekula

vode nastaje. Dretva završava s radom kad uđe u kalup, osim ako to nije ona koja treba "sastaviti molekulu" i izbaciti ju iz kalupa.

Zadatak 6.13. Predavanja

U nekom hipotetskom sustavu na predavanja dolazi N studenata. Svaki student pri ulasku u dvoranu treba se prijaviti preko zasebnog uređaja (prijava ide slijedno, student po student). Nakon što uđe N studenata u dvoranu može ući predavač. Po završetku sata, studenti odlaze i odjavljuju se (preko istog uređaja). Tek kad zadnji student izađe, izlazi i predavač. Napisati dretve `student()` i `predavač()` koji koriste semafore/monitore za sinkronizaciju na gore opisani način.

Zadatak 6.14. Barijera

Korištenjem monitora ostvariti mehanizam barijere, tj. funkcije `b_init(b, N)` i `b_wait(b)`. Mehanizam barijere radi na načelu da zastavlja rad dretvi na barijeri (dretve pozivaju `b_wait(b)`) dok sve dretve (njih N) ne dođu do barijere. Kad zadnja dretva dođe do barijere onda sve mogu nastaviti dalje s radom.

Zadatak 6.15. Igra na poteze

U nekoj igri na poteze (npr. šah, kartanje i sl.) niz akcija koje sudionici poduzimaju se mogu opisati sa: inicijalizacijom, te igrom koja započinje potezom prvog igrača, pa tek onda idućeg itd. Ako sudionike modeliramo dretvama `igrač` (svakog igrača svojom dretvom) te početnu inicijalizaciju i proglašenje rezultata dretvom `sustav` napisati pseudokod tih dretvi. Koristiti monitore.

Zadatak 6.16. Poslovi i potpuni zastoј

U nekom sustavu nasumično se stvaraju dretve A i dretve B. Dretve A za prvi dio posla `posaoAx()` trebaju samo sredstvo X, a za drugi dio `posaoAxy()` i sredstvo Y. Dretva A drži sredstvo X dok ne obavi oba dijela posla (ne otpušta X nakon `posaoAx()`). Dretve B za svoj rad (`posaoBy()`) trebaju samo sredstvo Y. Sinkronizirati dretve korištenjem binarnih semafora (po jedan za svako sredstvo). Može li se u takvom sustavu pojaviti potpuni zastoј? Obrazložiti.

Zadatak 6.17. Besplatno piće na sajmu

Sustav kojeg treba simulirati dretvama sastoji se od više *konobara* i više *posjetitelja*. Svaki konobar obavlja ciklički posao: uzima čistu praznu čašu; puni je ili čajem ili kuhanim vinom ili pivom (svaki konobar uvijek puni isto); stavlja punu čašu na šank te ponavlja posao. Postoje tri aparata za punjenje pića koji mogu raditi paralelno: jedan za čaj, drugi za kuhano vino a treći za pivo. Svaki aparat se koristi pojedinačno (npr. dok se jedan čaj ne natoči ostali konobari koji žele natočiti čaj čekaju). Stavljanje pića na zajednički stol također treba obaviti pojedinačno. Posjetitelji se kao i konobari dijele po tipu na one koji hoće čaj, one koji hoće vino te one koji hoće pivo. Više posjetitelja može paralelno uzimati piće sa šanka. Posjetitelj koji želi piće kojeg trenutno nema na stolu čeka (ali ne sprječava druge da uzmu svoje piće). Po uzimanju pića posjetitelj se miče od stola (nestaje iz simuliranog sustava).

Pitanja za vježbu 6

1. Sinkronizirati više proizvođača i više potrošača koji komuniciraju preko ograničenog međuspremnik korištenjem semafora (i dodatno potrebnih varijabli). Ako se u međuspremniku kapaciteta N poruka u promatranom trenutku nađe M poruka, koje su vrijednosti korištenih općih semafora?
 2. Sinkronizirati dvije dretve tako da one neizmjenice obavljaju svoje kritične odsječke.
 3. Što je to “potpuni zastoj”?
 4. Prikazati primjer nastanka potpunog zastoja u sustavu koji koristi semafore za sinkronizaciju.
 5. Navesti nužne uvjete za nastanak potpunog zastoja.
 6. Opisati koncept monitora.
 7. Navesti jezgrine funkcije potrebne za ostvarenje monitora.
 8. Koje su tipične operacije koje se izvode unutar monitorske funkcije?
 9. Monitorima sinkronizirati dretve koje simuliraju rad “pet filozofa”.
 10. Koje sve aspekte uključuje “ispravna sinkronizacija”?
 11. Što je to “izgladnjivanje” u kontekstu sinkronizacije i korištenja zajedničkih sredstava?
-

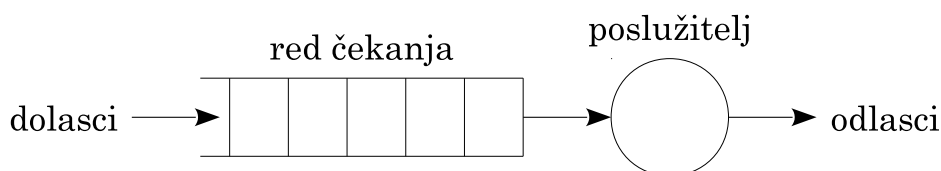
7. ANALIZA VREMENSKIH SVOJSTAVA RAČUNALNOG SUSTAVA

Ili: kako raspoređivati dretve?

Da bi to mogli odrediti trebamo analizirati dinamičko ponašanje računalnog sustava. Kako?

- simulacijom
- praćenjem stvarnog sustava
- korištenjem modela $\Leftarrow$ mi ćemo krenuti s modelom poslužitelja poslova

7.1. Deterministički sustav



Slika 7.1. Model poslužitelja

- “deterministički sustav” – unaprijed je poznato kad dolazi pojedini posao i koliko traje njegova obrada (posluživanje)
- neki posao se u sustavu pojavljuje u trenutku t_d a iz njega odlazi u t_n
- vrijeme zadržavanje posla u sustavu je:

$$T = t_n - t_d \quad (7.1.)$$

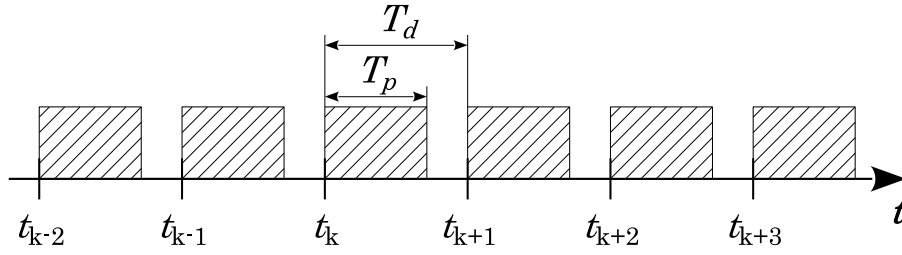
- kad dođe u sustav, poslužitelj može biti slobodan ili zauzet
 - ako je poslužitelj zauzet novi posao čeka u redu (ide na kraj reda)
- vrijeme čekanja u redu označavamo sa: T_r
- vrijeme posluživanja posla označimo sa: T_p
- vrijeme zadržavanja posla u sustavu označimo sa: T

$$T = T_r + T_p \quad (7.2.)$$

- ako je red uvijek prazan:

$$T_p = T \quad (7.3.)$$

Ako su svi poslovi isti i periodički dolaze s periodom T_d (mogli bi reći i da se jedan posao ponavlja s tom periodom) tada takve poslove možemo prikazati slikom 7.2.



Slika 7.2. Periodički poslovi

Da se poslovi ne bi gomilali mora biti:

$$T_p \leq T_d \quad (7.4.)$$

Iskoristivost procesora:

$$\rho = \frac{T_p}{T_d} \quad (7.5.)$$

ili u postocima:

$$\eta = \frac{T_p}{T_d} \times 100\% \quad (7.6.)$$

Recipročna vrijednost periode dolaska novih poslova T_d je:

$$\alpha = \frac{1}{T_d} \quad (7.7.)$$

- α – broj dolazaka novih poslova u jedinici vremena
- $\frac{1}{\alpha}$ – vrijeme (interval) između dva dolaska

Slično, recipročna vrijednost od T_p je:

$$\beta = \frac{1}{T_p} \quad (7.8.)$$

- β – broj poslova koje bi poslužitelj mogao obraditi u jedinici vremena
- $\frac{1}{\beta}$ – vrijeme obrade (posluživanja)

Očito je:

$$\rho = \frac{\alpha}{\beta} \quad (7.9.)$$

ρ – iskoristivost poslužitelja (opterećenje)

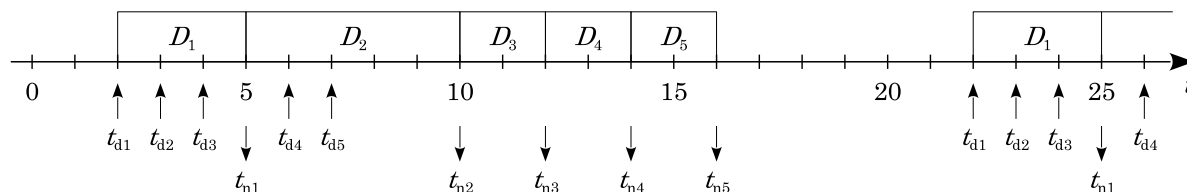
Kada bi T_p bilo jednako T_d poslužitelj bi imao 100% iskoristivost. To je dozvoljeno samo u determinističkim slučajevima!

Zadatak 7.1. (ispitni zadatak)

Pretpostavimo da sustav obrađuje pet poslova koji u njega dolaze periodno s periodom od 20 jedinica vremena. Trenutci dolazaka u prvoj periodu koja započinje s $t = 0$ i trajanje poslova navedeni su u tablici.

Posao	t_d	T_p
D_1	2	3
D_2	3	5
D_3	4	2
D_4	6	2
D_5	7	2

Ta će se skupina poslova ponavljati s periodom od 20 jedinica vremena.



Vremensko ponašanje može se opisati tablicom:

Posao	t_d	T_p	t_n	T	T_r
D_1	2	3	5	3	0
D_2	3	5	10	7	2
D_3	4	2	12	8	6
D_4	6	2	14	8	6
D_5	7	2	16	9	7

Oznake:

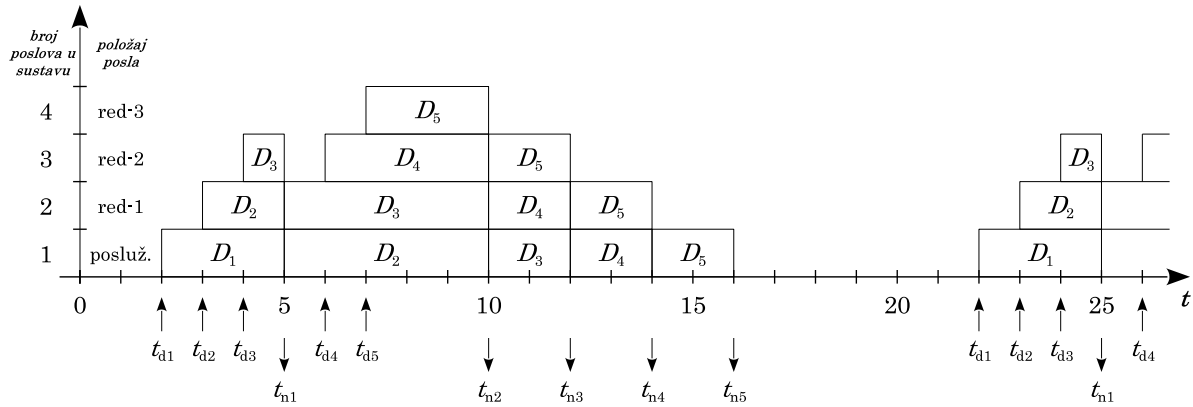
- $\bar{T}$ – prosječno zadržavanje poslova u sustavu
- $\bar{T}_r$ – prosječno čekanje u redu
- $\bar{T}_p$ – prosječno trajanje posluživanja

$$\bar{T} = \frac{3 + 7 + 8 + 8 + 9}{5} = 7 \quad (7.10.)$$

$$\bar{T}_p = \frac{3 + 5 + 2 + 2 + 2}{5} = 2.8 \quad (7.11.)$$

$$\bar{T}_r = \bar{T} - \bar{T}_p = 4.2 \quad (7.12.)$$

Prosječan broj poslova u sustavu: $\bar{n} = ?$



Slika 7.3. Broj poslova u sustavu

$\bar{n}$ se može izračunati kao integral površine podijeljen vremenom periode (20):

$$\bar{n} = \frac{35}{20} = 1,75 \quad (7.13.)$$

površina = suma zadržavanja svih poslova u sustavu

Iz slike se $\bar{n}$ može izračunati prema:

$$\bar{n} = \frac{T_1 + T_2 + T_3 + T_4 + T_5}{20} = \frac{5 \times \bar{T}}{20} = \frac{5}{20} \times \bar{T} = 1,75 \quad (7.14.)$$

S obzirom na to da je broj poslova u jedinici vremena $\alpha = \frac{5}{20}$ slijedi:

$$\bar{n} = \alpha \times \bar{T} \implies \text{Littleovo pravilo} \quad (7.15.)$$

Littleovo pravilo vrijedi općenito, ne samo za determinističke sustave!

7.2. Nedeterministički sustav

Pretpostavke:

- dolasci se podvrgavaju Poissonovoj razdiobi s parametrom (očekivanjem) α
 - α je *prosječan* broj dolazaka novih poslova u jedinici vremena
 - $\frac{1}{\alpha}$ je *prosječno* vrijeme između dolaska dva posla
- trajanje obrade podvrgava se eksponencijalnoj razdiobi s parametrom (očekivanjem) $\frac{1}{\beta}$
 - $\frac{1}{\beta}$ je *prosječno* trajanje obrade jednog posla
 - β je *prosječan* broj poslova poslova koje poslužitelj može obraditi u jedinici vremena

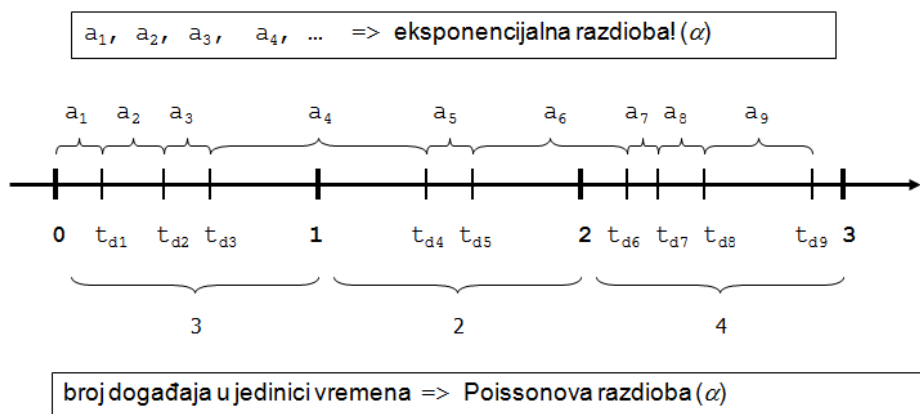
Zašto te razdiobe?

- zato jer modeliraju stvarne sustave
- zato jer se inače koriste

7.2.1. Modeliranje dolazaka poslova

Modeliranje dolazaka

("d" u indeksu označava "dolazak")

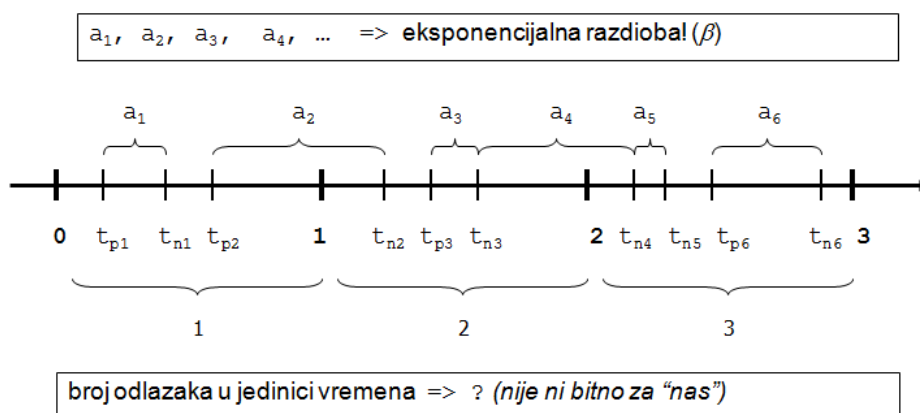


Slika 7.4. Modeliranje broja dolazaka poslova Poissonovom razdiobom

7.2.2. Modeliranje obrade poslova

Modeliranje obrade

("p" u indeksu označava "početak obrade", a "n" označava "napuštanje sustava")

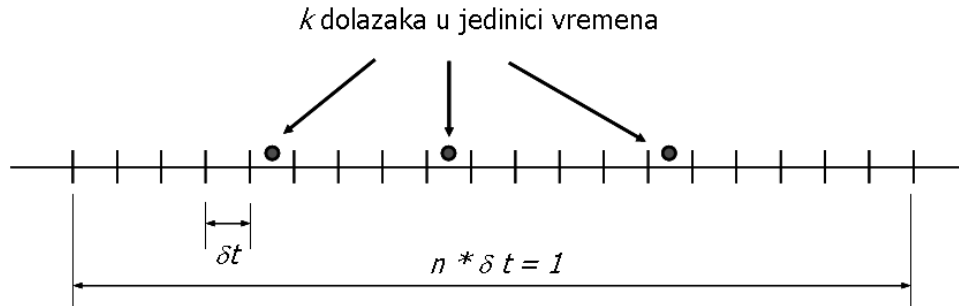


Slika 7.5. Modeliranje trajanja obrade eksponencijalnom razdiobom

7.3. Poissonova razdioba (izvod iz binomne)

Razmatramo jedinični vremenski interval (jedna sekunda).

Podijelimo ga na n odsječaka.



Neka je vjerojatnost događaja u jednom odsječku: p

Suprotna vjerojatnost (odsustvo događaja) je: $1 - p = q$

Vjerojatnost da se dogodilo k događaja u jedinici vremena je:

$$b(k, n, p) = \binom{n}{k} p^k q^{n-k} \quad (7.16.)$$

- $n, p \Rightarrow$ parametri razdiobe
- $k \Rightarrow$ slučajna varijabla

Primjer 7.1. Dobivanje 2 šestice u 10 bacanja kocke

$$b\left(2, 10, \frac{1}{6}\right) = \binom{10}{2} \left(\frac{1}{6}\right)^2 \left(\frac{5}{6}\right)^{10-2} = 0,29 \quad (7.17.)$$

Vjerojatnost da se nije dogodio niti jedan događaj (u jedinici vremena):

$$b(0, n, p) = q^n = (1 - p)^n \quad (7.18.)$$

Vjerojatnost da se dogodio barem jedan događaj (u jedinici vremena):

$$b(k > 0, n, p) = 1 - q^n \quad (7.19.)$$

Poissonova razdioba dobiva se kada $n \rightarrow \infty$ i $p \rightarrow 0$, ali tako da umnožak $n \cdot p$ bude konačna vrijednost: $\lambda = n \cdot p$:

$$b(0, n, p) = q^n = (1 - p)^n = \left(1 - \frac{\lambda}{n}\right)^n = \left[\left(1 + \frac{1}{-\frac{n}{\lambda}}\right)^{-\frac{n}{\lambda}}\right]^{-\lambda} \quad (7.20.)$$

Kada $n \rightarrow \infty$ tada:

$$\begin{aligned}
 p(0, \lambda) &= \lim_{n \rightarrow \infty} \left[\left(1 + \frac{1}{-\frac{n}{\lambda}} \right)^{-\frac{n}{\lambda}} \right]^{-\lambda} = \left[\lim_{n \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{1}{n} \right)^{-n} \right]^{-\lambda} \\
 &= \left[\lim_{n \rightarrow \infty} \left(\frac{n-1}{n} \right)^{-n} \right]^{-\lambda} = \left[\lim_{n \rightarrow \infty} \left(\frac{n}{n-1} \right)^n \right]^{-\lambda} \\
 &= \left[\lim_{n \rightarrow \infty} \left(1 + \frac{1}{n-1} \right)^n \right]^{-\lambda} = \left[\lim_{n \rightarrow \infty} \left(1 + \frac{1}{n} \right)^n \right]^{-\lambda} = e^{-\lambda}
 \end{aligned} \tag{7.21.}$$

Kako izračunati $p(k, \lambda)$ – vjerojatnost k događaja u jedinici vremena?

Opet krenemo od binomne razdiobe i omjera:

$$\frac{b(k, n, p)}{b(k-1, n, p)} = \frac{\binom{n}{k} p^k q^{n-k}}{\binom{n}{k-1} p^{k-1} q^{n-(k-1)}} = \frac{n - (k-1)}{k} \frac{p}{q} = \frac{n}{k} \frac{p}{q} - \frac{k-1}{k} \frac{p}{q} \tag{7.22.}$$

Prelaskom na limese: $n \rightarrow \infty, p \rightarrow 0, q \rightarrow 1, n \cdot p \rightarrow \lambda$:

$$\frac{p(k, \lambda)}{p(k-1, \lambda)} = \frac{\lambda}{k \cdot 1} - 0 = \frac{\lambda}{k} \quad \rightarrow \quad p(k, \lambda) = \frac{\lambda}{k} \cdot p(k-1, \lambda) \tag{7.23.}$$

te indukcijom

$$\begin{aligned}
 p(1, \lambda) &= \frac{\lambda}{1} \cdot p(0, \lambda) = \frac{\lambda}{1} e^{-\lambda} \\
 p(2, \lambda) &= \frac{\lambda^2}{2} e^{-\lambda} \\
 p(3, \lambda) &= \frac{\lambda^3}{3!} e^{-\lambda} \\
 &\vdots
 \end{aligned} \tag{7.24.}$$

$$\boxed{p(k, \lambda) = \frac{\lambda^k}{k!} e^{-\lambda}} \tag{7.25.}$$

Što je λ ? Očito $n \cdot p$, ali ovisi kako dijelimo jedinični interval! A n i p koristimo samo pri izvodu, ne i kasnije pri korištenju.

Izračunajmo očekivanje slučajne varijable k (očekivanje je slično prosječnoj vrijednosti):

$$\begin{aligned}
 E(k) &= \sum_{k=0}^{\infty} k \cdot p(k, \lambda) = \sum_{k=1}^{\infty} k \cdot \frac{\lambda^k}{k!} \cdot e^{-\lambda} = e^{-\lambda} \sum_{k=1}^{\infty} \frac{\lambda \cdot \lambda^{k-1}}{(k-1)!} \\
 &= e^{-\lambda} \cdot \lambda \sum_{k=1}^{\infty} \frac{\lambda^{k-1}}{(k-1)!} = e^{-\lambda} \cdot \lambda \cdot e^{\lambda} = \lambda
 \end{aligned} \tag{7.26.}$$

Vrijednost λ je prosječna vrijednost slučajne varijable k . Npr. prosječni broj dolazaka novih poslova u jedinici vremena.

Kako izračunati vjerojatnost za proizvoljni vremenski period (ne samo jedinični)?

Isti izvod, samo umjesto n staviti $t \cdot n$ te se dobiva:

$$p(k(t), \lambda) = \frac{(\lambda t)^k}{k!} e^{-\lambda t} \quad (7.27.)$$

Koja je vjerojatnost da u intervalu t nema ni jednog događaja?

$$p(k(t) = 0, \lambda) = e^{-\lambda t} \quad (7.28.)$$

Da ima bar jedan?

$$p(k(t) > 0, \lambda) = 1 - e^{-\lambda t} \quad (7.29.)$$

Napomena: Poissonova razdioba je diskretna, k je cijeli broj!

Primjer 7.2.

U jednoj minuti prosječno padne 100 kapi kiše na površinu stola. Koja je vjerojatnost da u sljedećoj sekundi na stol padnu dvije kapi?

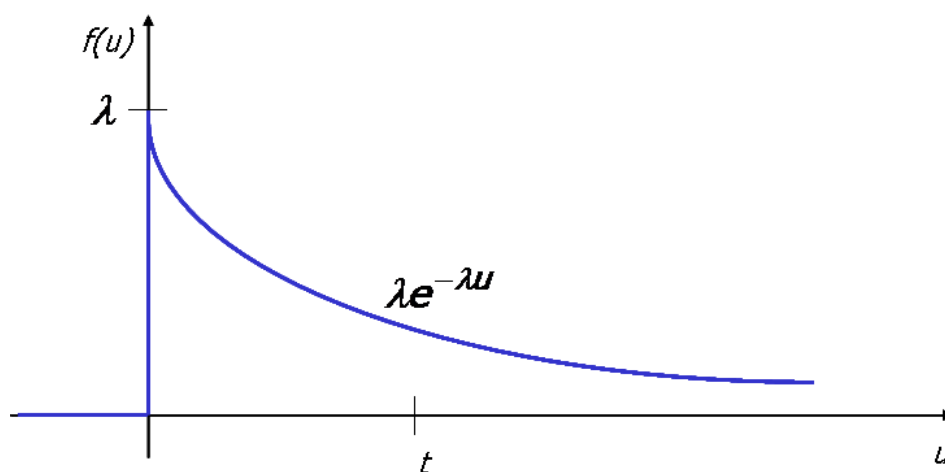
$$p\left(k(1) = 2, \lambda = \frac{100}{60}\right) = \frac{\lambda^2}{2!} \cdot e^{-\lambda} = 26,2\% \quad (7.30.)$$

Vjerojatnosti idu redom (u %) ($k(1)$, za k iz $\{0-5\}$) $p = \{19; 31; 26; 15; 6; 2\}$

7.4. Eksponencijalna razdioba

Razdioba je zadana funkcijom gustoće vjerojatnosti:

$$f(u) = \begin{cases} 0, & u < 0 \\ \lambda e^{-\lambda u}, & u \geq 0 \end{cases} \quad (7.31.)$$



(opet λ , ali samo u modelu, kasnije ćemo uz tu razdiobu vezivati β)

Eksponencijalna razdioba je kontinuirana razdioba! Parametar razdiobe može poprimiti realnu vrijednost.

Vjerojatnost da slučajna varijabla T poprimi jednu diskretnu vrijednost je 0.

Računa se vjerojatnost da slučajna varijabla poprimi vrijednost iz intervala $[a, b]$ kao integral gustoće vjerojatnosti od a do b .

$$p(a < T < b) = \int_a^b f(u) du \quad (7.32.)$$

Eksponencijalnom razdiobom modeliramo razmake između događaja kao i trajanje obrade.

Povezanost eksponencijalne i Poissonove razdiobe!

Vjerojatnost da je vrijeme između dva događaja veće od t :

$$p(t < T < \infty, \lambda) = \int_t^\infty \lambda e^{-\lambda u} du = \lambda \int_t^\infty e^{-\lambda u} du = \lambda \left(-\frac{1}{\lambda} \right) e^{-\lambda u} \Big|_t^\infty = e^{-\lambda t} \quad (7.33.)$$

To smo već imali, to je vjerojatnost da se u intervalu t nije dogodio ni jedan događaj!

I obratno, vjerojatnost da se dogodio barem jedan događaj jest vjerojatnost da je razmak između dva događaja manje od t :

$$p(T < t, \lambda) = \int_0^t \lambda e^{-\lambda u} du = -e^{-\lambda u} \Big|_0^t = 1 - e^{-\lambda t} \quad (7.34.)$$

Koje je značenje parametra λ ? Koristimo isti princip, računamo očekivanje sl.var. T :

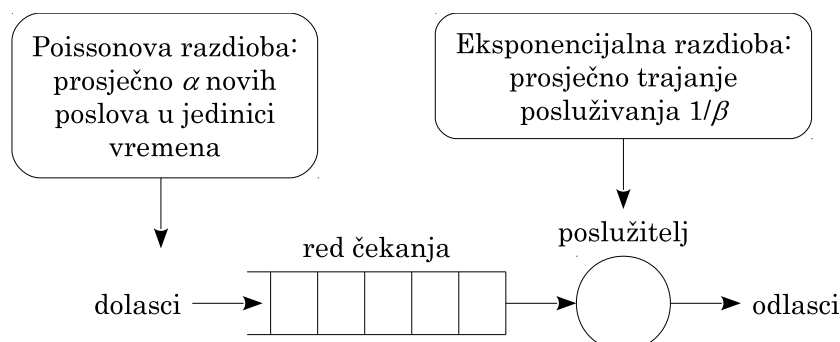
$$E(T) = \int_0^\infty u \cdot \lambda \cdot e^{-\lambda u} du = (\text{supst. } v = \lambda u) = \frac{1}{\lambda} \int_0^\infty v \cdot e^{-v} dv = \frac{1}{\lambda} \quad (7.35.)$$

$\frac{1}{\lambda}$ – prosječno vrijeme između dva događaja; ili prosječno trajanje obrade

λ – prosječan broj događaja u jedinici vremena; ili mogući broj obrada u jedinici vremena

7.4.1. Modeliranje poslužitelja s Poissonovom razdiobom dolaska novih poslova i eksponencijalnom razdiobom trajanja obrade

Kod korištene eksponencijalne razdiobe $\frac{1}{\lambda}$ predstavlja prosječno trajanje obrade, a λ je prosječan broj poslova koje poslužitelj može obaviti u jedinici vremena. U nastavku će se umjesto λ koristiti oznaka β .



Imamo razdiobe, α koji modelira dolaske i $1/\beta$ koji modelira obradu. Znamo izračunati opterećenje poslužitelja $\rho = \alpha/\beta$, vjerojatnosti dolaska i odlaska u nekom intervalu.

Nepoznate veličine:

- $\bar{T}$ – koliko poslovi prosječno čekaju
- $\bar{n}$ – koliki je prosječan broj poslova u sustavu
- tj. koja je kvaliteta usluge (koliko se čeka na uslugu) i koliki mora biti red?

Littleova formula $\bar{n} = \alpha \bar{T}$ povezuje ova dva parametra pa je dovoljno izračunati jedan.

7.4.2. Izračun (izvod) prosječnog broja poslova u sustavu

Ako s i označimo slučajnu varijablu koja označava broj poslova u sustavu u nekom trenutku, tada očekivanje te varijable $E(i)$ je prosječan broj poslova u sustavu, tj. $\bar{n}$.

$$E(i) = \sum_{i=0}^{\infty} i \cdot p_i \quad (7.36.)$$

Označimo s $p_i(t)$ vjerojatnost da se u nekom trenutku u sustavu nalazi i poslova. Tu vjerojatnost još ne znamo! (Ne miješati ovo s $p(k, \lambda)$!)

Pretpostavimo da je sustav u stohastičkoj ravnoteži:

- sve vjerojatnosti konstantne (vjerojatnost događaja)
- ako dovoljno dugo promatramo sustav to je ispunjeno

Za sustav u stohastičkoj ravnoteži vrijedi $p_i(t) = \text{konstantno!}$

Promatramo sustav u nekom stanju i . Kolike su vjerojatnosti da će se u vrlo malom intervalu Δt nešto dogoditi ili da se neće ništa dogoditi (doći novi poslovi ili otići/završiti neki)?

Vjerojatnost da neće doći novi poslovi (prema Poissonovoj razdiobi) je:

$$p(k(\Delta t) = 0, \alpha) = e^{-\alpha\Delta t} \quad (7.37.)$$

Ako se p kao funkcija od Δt razvije u Taylorov red¹ u okolini točke $\Delta t = 0$ dobiva se:

$$p(k(\Delta t) = 0, \alpha) = e^{-\alpha\Delta t} = 1 - \alpha\Delta t + \frac{(\alpha\Delta t)^2}{2!} - \frac{(\alpha\Delta t)^3}{3!} + \dots \approx 1 - \alpha\Delta t \quad (7.38.)$$

Suprotna vjerojatnost, da će se dogoditi barem jedan događaj može se aproksimirati sa:

$$p(k(\Delta t) > 0, \alpha) = 1 - e^{-\alpha\Delta t} \approx \alpha\Delta t \quad (7.39.)$$

Pretpostavimo da je Δt tako mali da je to vjerojatnost upravo jednog događaja.

Vjerojatnost da nema niti jednog odlaska u intervalu Δt (vjerojatnost da je trajanje obrade veće od Δt , vrijedi samo za stanja $i > 0$, tj. kada imamo bar 1 posao u sustavu) = vjerojatnost da je vrijeme između dva događaja veća od t (po eksponencijalnoj razdiobi):

$$p(t < T < \infty, \beta) = e^{-\beta\Delta t} = 1 - \beta\Delta t + \frac{(\beta\Delta t)^2}{2!} - \frac{(\beta\Delta t)^3}{3!} + \dots \approx 1 - \beta\Delta t \quad (7.40.)$$

¹Taylorov red za funkciju $f(x)$ u točki $x = c$ glasi:

$$f(c) + \frac{f'(c)}{1!}(x-c) + \frac{f''(c)}{2!}(x-c)^2 + \dots + \frac{f^{(n)}(c)}{n!}(x-c)^n + \dots$$

Suprotna vjerojatnost, da će se barem jedan posao napustiti (barem jedan odlazak) sustav je prema tome:

$$p(T < t, \beta) = 1 - e^{-\beta \Delta t} \approx \beta \Delta t \quad (7.41.)$$

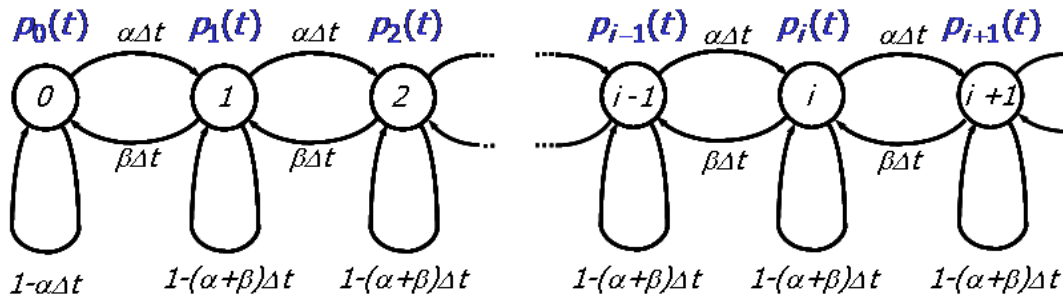
Pretpostavimo da je Δt tako mali da je to vjerojatnost upravo jednog odlaska.

(ispitno pitanje – crtanje Markovljeva lanca i izvod formula)

Dakle, za vrlo mali interval Δt vrijedi:

- vjerojatnost jednog dolaska: $\alpha \Delta t$
- vjerojatnost jednog odlaska: $\beta \Delta t$
- vjerojatnost jednog dolaska i jednog odlaska: $\alpha \Delta t \cdot \beta \Delta t = \alpha \beta \Delta t^2 \approx 0$ (zanemarujemo)
- vjerojatnost da nema ni dolaska ni odlaska: $(1 - \alpha \Delta t)(1 - \beta \Delta t) \approx 1 - (\alpha + \beta) \Delta t$
- vjerojatnosti višestrukih dolazaka i/ili odlazaka u Δt zanemarujemo

Markovljev lanac



Za trenutak $t + \Delta t$, za čvor i (stanje i) iz grafa slijedi:

$$p_i(t + \Delta t) = p_i(t) \cdot [1 - (\alpha + \beta) \Delta t] + p_{i-1}(t) \cdot \alpha \cdot \Delta t + p_{i+1}(t) \cdot \beta \cdot \Delta t \quad (7.42.)$$

Iznimka je stanje 0:

$$p_0(t + \Delta t) = (1 - \alpha \Delta t) \cdot p_0(t) + \beta \cdot \Delta t \cdot p_1(t) \quad (7.43.)$$

(ispitno pitanje do ovdje)

Sredimo prije puštanja Δt u 0:

$$\begin{aligned} \frac{p_i(t + \Delta t) - p_i(t)}{\Delta t} &= -(\alpha + \beta) \cdot p_i(t) + \alpha \cdot p_{i-1}(t) + \beta \cdot p_{i+1}(t) \\ \frac{p_0(t + \Delta t) - p_0(t)}{\Delta t} &= -\alpha \cdot p_0(t) + \beta \cdot p_1(t) \end{aligned} \quad (7.44.)$$

Kada $\Delta t \rightarrow 0$ tada je lijeve strana derivacija vjerojatnosti, ali s obzirom na to da su vjerojatnosti konstantne to je 0! Slijedi:

$$\begin{aligned} 0 &= -(\alpha + \beta) \cdot p_i(t) + \alpha \cdot p_{i-1}(t) + \beta \cdot p_{i+1}(t) \\ 0 &= -\alpha \cdot p_0(t) + \beta \cdot p_1(t) \end{aligned} \quad (7.45.)$$

odnosno,

$$\begin{aligned} p_1(t) &= \frac{\alpha}{\beta} \cdot p_0(t) = \rho \cdot p_0(t) \\ p_{i+1}(t) &= (1 + \frac{\alpha}{\beta}) \cdot p_i(t) - \frac{\alpha}{\beta} \cdot p_{i-1}(t) = (1 + \rho) \cdot p_i(t) - \rho \cdot p_{i-1}(t) \end{aligned} \quad (7.46.)$$

Uvrštavanjem redom dobiva se konačna formula: (skraćeno: p_i umjesto $p_i(t)$)

$$\begin{aligned} p_1 &= \rho \cdot p_0 \\ p_2 &= (1 + \rho) \cdot p_1 - \rho \cdot p_0 = (1 + \rho) \cdot \rho \cdot p_0 - \rho \cdot p_0 = \rho^2 \cdot p_0 \\ p_3 &= (1 + \rho) \cdot p_2 - \rho \cdot p_1 = (1 + \rho) \cdot \rho^2 \cdot p_0 - \rho \cdot \rho \cdot p_0 = \rho^3 \cdot p_0 \\ &\vdots \\ p_i &= \rho^i \cdot p_0 \end{aligned} \quad (7.47.)$$

Da bi imali sve određeno treba nam samo p_0 .

Njega možemo izračunati iz zakonitosti da zbroj svih vjerojatnosti bude 1 (vjerojatnost da je sustav u nekom stanju je 1).

$$\sum_{i=0}^{\infty} p_i = \sum_{i=0}^{\infty} \rho^i \cdot p_0 = p_0 \sum_{i=0}^{\infty} \rho^i = p_0 \cdot \frac{1}{1 - \rho} = 1 \Rightarrow p_0 = 1 - \rho \quad (7.48.)$$

te konačna formula za vjerojatnost da u sustavu ima i poslova:

$$\boxed{p_i = (1 - \rho)\rho^i} \quad \text{pišemo i:} \quad \boxed{p(i = N) = (1 - \rho)\rho^N} \quad (7.49.)$$

Očekivanje slučajne varijable i je zapravo prosječan broj poslova $\bar{n}$:

$$\bar{n} = E(i) = \sum_{i=0}^{\infty} i \cdot p_i = \sum_{i=0}^{\infty} i \cdot (1 - \rho)\rho^i = (1 - \rho) \sum_{i=0}^{\infty} i \cdot \rho^i = (1 - \rho) \frac{\rho}{(1 - \rho)^2} = \frac{\rho}{1 - \rho} \quad (7.50.)$$

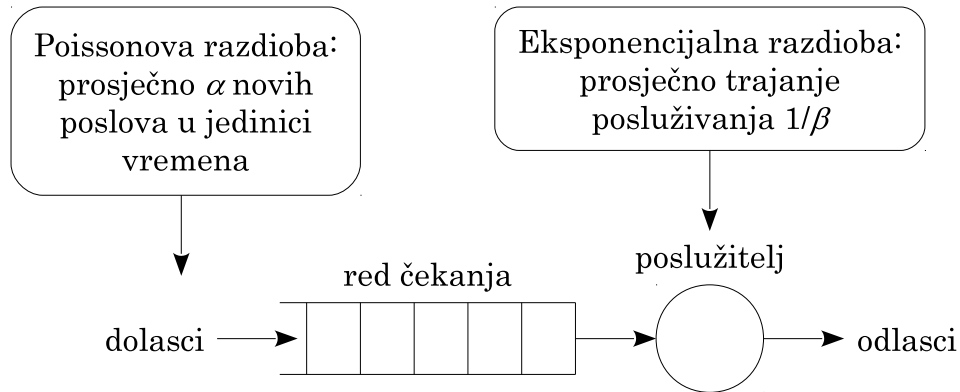
$$\boxed{\bar{n} = \frac{\rho}{1 - \rho} = \frac{\alpha}{\beta - \alpha}} \quad (7.51.)$$

Te prema Littleovoj formuli slijedi i:

$$\boxed{\bar{T} = \frac{\bar{n}}{\alpha} = \frac{1}{\beta - \alpha}} \quad (7.52.)$$

7.5. Posluživanje s Poissonovom i eksponencijalnom razdiobom

(info) U literaturi se ovakav sustav obilježava sa: M/M/1, gdje prva oznaka obilježava dolaske, druga obradu, a treća broj poslužitelja. S obzirom na to da su Poissonova i eksponencijalna razdioba povezane i spadaju u tzv. klasu Markovljevih procesa označavaju se s M.



Slika 7.6. Model poslužitelja u nedeterminističkom sustavu

Poslovi dolaze u sustav s Poissonovom razdiobom:

- α – prosječan broj dolazaka novih poslova u sustav u jedinici vremena
- $\frac{1}{\alpha}$ – prosječno vrijeme između dva dolaska
- (vremena između dva dolaska podliježu eksponencijalnoj razdiobi s parametrom $\frac{1}{\alpha}$)

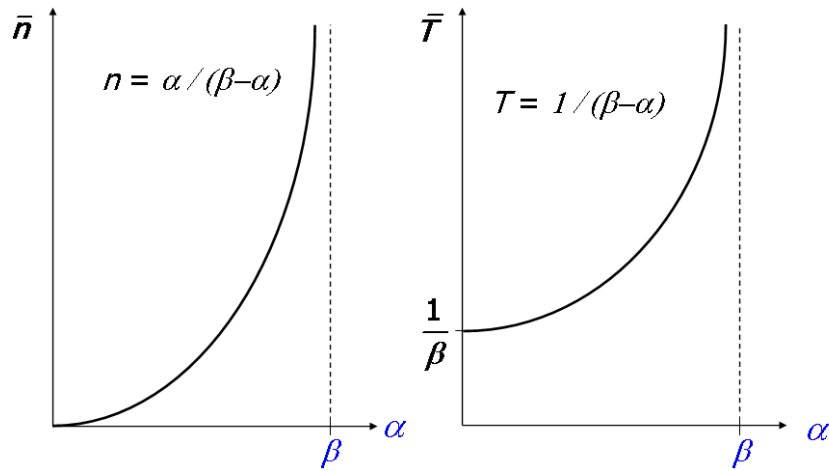
Vjerojatnost da u intervalu t dođe k novih poslova:

$$p(k(t), \lambda) = \frac{(\lambda t)^k}{k!} \cdot e^{-\lambda t} \quad (7.53.)$$

Trajanje obrade podliježe eksponencijalnoj razdiobi

- $\frac{1}{\beta}$ – prosječno trajanje obrade/posluživanja (za zadane poslove)
- β – prosječan broj poslova koje poslužitelj može obaviti u jedinici vremena
– sposobnost poslužitelja da obavi prosječno β poslova u jedinici vremena
- $\bar{T}$ – prosječno trajanje zadržavanja posla u sustavu
- $\bar{n}$ – prosječan broj poslova u sustavu
- $\bar{n} = \alpha \cdot \bar{T}$ – Littleova formula
- $\rho = \frac{\alpha}{\beta}$ – faktor iskorištenja, prosječno iskorištenje procesora/poslužitelja
- $\bar{n} = \frac{\rho}{1 - \rho} = \frac{\alpha}{\beta - \alpha} \implies \bar{T} = \frac{1}{\beta - \alpha}$
- $p(i = N) = (1 - \rho)\rho^N$ – vjerojatnost da u sustavu ima N poslova
- $p(i > N) = 1 - p(i \leq N) = \rho^{N+1}$ – vjerojatnost da u sustavu ima više od N poslova

Iz prethodnih se formula vidi da se ne smije dopustiti 100% opterećenje jer tada nazivnik ide u beskonačnost. Povećanjem opterećenja red i prosječno zadržavanje u sustavu se povećavaju.



β je konstantan za graf (ne mijenjamo poslužitelj, nego mu samo dajemo više posla).

Zadatak 7.2.

Pretpostavimo da proizvođač i potrošač komuniciraju preko ograničenog spremnika koji se sastoji od N pretinaca. U sustavu se tada može nalaziti najviše $M = N + 1$ poruka (N poruka nalazi se u redu, a jednu troši potrošač). Pretpostavimo, nadalje, da proizvođač proizvodi poruke tako da su događaji njihovih stavljanja u spremnik podvrgnuti Poissonovoj razdiobi, te da potrošač na obradu poruka troši vremena podvrgnuta eksponencijalnoj razdiobi. Zanima nas koliko međuspremnik mora imati pretinaca da, uz dani faktor ρ , vjerojatnost blokiranja proizvođača bude manja od neke zadane vrijednosti.

Preformulirano: kolika je vjerojatnost da će u sustavu biti manje od M poruka (tada ne dolazi do blokiranja proizvođača), tj. $p(i < M) = p(i \leq N) = ?$

Prema formulama:

$$p(i \leq N) = \sum_{i=0}^N p_i = \sum_{i=0}^N (1 - \rho) \cdot \rho^i = (1 - \rho) \sum_{i=0}^N \rho^i = (1 - \rho) \frac{1 - \rho^{N+1}}{1 - \rho} = 1 - \rho^{N+1} \quad (7.54.)$$

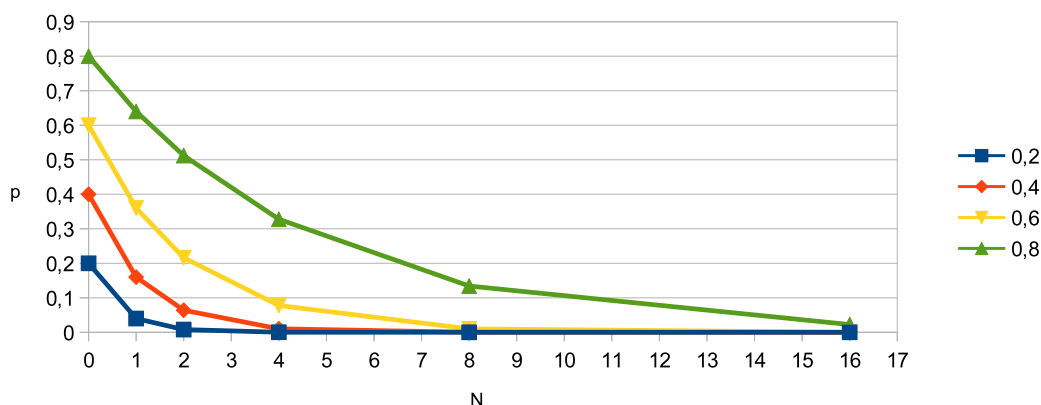
Suprotna vjerojatnost, vjerojatnost blokiranja je:

$$p(i > N) = \rho^{N+1} \quad (7.55.)$$

Brojke (vjerojatnost blokiranja):

N	$\rho = 0,2$	$\rho = 0,4$	$\rho = 0,6$	$\rho = 0,8$
0	0,20000	0,40000	0,60000	0,80000
1	0,04000	0,16000	0,36000	0,64000
2	0,00800	0,06400	0,21600	0,51200
4	0,00032	0,01024	0,07776	0,32768
8	5,12E-07	0,00026	0,01008	0,13422
16	1,31E-12	1,72E-07	0,00017	0,02252

Vjerojatnost blokiranja značajno raste s opterećenjem!



Zadatak 7.3.

U nekom sustavu poslovi se javljaju periodički svakih 30 ms i to: P1 u 3. ms, P2 u 5., P3 u 6., P4 u 10., P5 u 20. i P6 u 23. milisekundi (gledano prema početku periode). Svi poslovi traju isto, po 4 ms. Odrediti prosječno zadržavanje poslova u sustavu i prosječan broj poslova u sustavu.

Zadatak 7.4.

U nekom determinističkom sustavu poslovi P1-P4 se javljaju periodički, svakih 20 ms. P1 se javlja prvi. Slijedi P2 nakon 5 ms, P3 nakon još 2 ms te P4 nakon još 6 ms. P1 i P2 trebaju po 6 ms, a P3 i P4 po 3 ms poslužiteljskog vremena. Izračunati: α , β , ρ , $\bar{T}$, $\bar{n}$.

Zadatak 7.5.

Zahtjevi za obradu podliježu Poissonovoj razdiobi s $\alpha = 2s^{-1}$, a vrijeme obrade ima eksponencijalnu razdiobu. Mjerenjem je ustanovljeno prosječno vrijeme zadržavanja posla u sustavu $\bar{T} = 0,5s$. Kolika je vjerojatnost da se u sustavu nađe više od 5 poslova?

Dodatno:

- Kolika je vjerojatnost da u sustavu bude između 2 i 4 (2, 3 ili 4) poslova?
- Što ako se poslužitelj ubrza za 30%?

Zadatak 7.6.

Za neki Web sustav s jednim poslužiteljem prosječan broj zahtjeva u minuti je 100, dok je snaga poslužitelja znatno veća, on ih može obraditi 300 u minuti (prosječno). Koliki se najveći postotak poslužiteljskog vremena može rezervirati za druge usluge, a da klijenti i dalje ne čekaju više od dvije sekunde na svoje zahtjeve (prosječno)? (Pretpostaviti da to neće utjecati na razdiobe. Npr. da će se vrijeme za te druge poslove dati u vrlo kratkim intervalima.)

Zadatak 7.7.

U nekom je poslužiteljskom centru napravljena analiza rada poslužitelja. Ustanovljeno je da tri poslužitelja rade s prilično malim opterećenjem. Poslužitelj P1 prosječno dobiva 70 zahtjeva u minuti i njegova prosječna iskoristivost je 20 %, poslužitelj P2 dobiva 200 zahtjeva u minuti s prosječnim opterećenjem od 30 %, dok poslužitelj P3 s prosječno 150 zahtjeva u minuti radi tek s 10 % opterećenja. Poslužitelj P3 je procesorski najjači, 50% jači od P1 te 100% jači od P2. Izračunati kvalitetu usluge (prosječno vrijeme zadržavanja zahtjeva u sustavu) ako bi se svi poslovi preselili na poslužitelj P3.

Zadatak 7.8.

Za neki Web sustav s jednim poslužiteljem prosječan broj zahtjeva u sekundi je 100 (dolazak zahtjeva podliježe Poissonovoj razdiobi). Poslužitelj obrađuje tri tipa zahtjeva: Z_1 , Z_2 i Z_3 . Obrada zahtjeva podliježe eksponencijalnim razdiobama. Za zahtjeve tipa Z_1 obrada prosječno traje 5 ms, za Z_2 8 ms te za Z_3 10 ms. Ako je postotak zahtjeva za Z_1 30%, za Z_2 40% te za Z_3 30% odrediti prosječnu kvalitetu usluga koje poslužitelj pruža, tj. odrediti prosječno vrijeme zadržavanja zahtjeva u sustavu te vjerojatnost da se u sustavu nalazi više od 10 zahtjeva.

Zadatak 7.9.

U nekom sustavu imamo dva poslužitelja P_1 i P_2 i dva tipa poslova Z_1 i Z_2 koje oni obrađuju (P_1 - Z_1 , P_2 - Z_2). Poslovi Z_1 prosječno dolaze s 30 poslova u minuti, dok poslovi Z_2 dolaze s 90 poslova u minuti. P_1 radi s 30% opterećenjem, a P_2 s 60%.

(ZAD) Kada bismo zamijenili poslužitelje, tj. kada bi P_1 obrađivao poslove Z_2 (umjesto Z_1), opterećenje bi mu iznosilo 80%. Koje bi bilo opterećenje poslužitelja P_2 ako bi on obrađivao poslove Z_1 ?

Druge inačice zadatka:

(ZAD) Ako sve poslove obrađuje P1 opterećenje mu naraste na 60%. Koliko bi bilo opterećenje P2 ako on obrađuje sve poslove?

(ZAD) Ako sve poslove obrađuje P1 prosječno vrijeme zadržavanja poslova u sustavu naraste na 2 s. Koliko bi prosječno vrijeme zadržavanja poslova u sustavu ako sve poslove obrađuje P2?

Zadatak 7.10.

Poslužitelj koji je radio s prosječnim opterećenjem od 20% zamijenjen je drugim, dvostruko slabijim. Uz to dobiva još 50% istih poslova. Ako su dolasci novih poslova modelirani Poissonovom razdiobom, a obrada eksponencijalnom, koliko će biti opterećenje novog poslužitelja?

7.6. Osnovni načini dodjeljivanja procesora dretvama – raspoređivanje dretvi

7.6.1. Dodjeljivanje po redu prispjeća

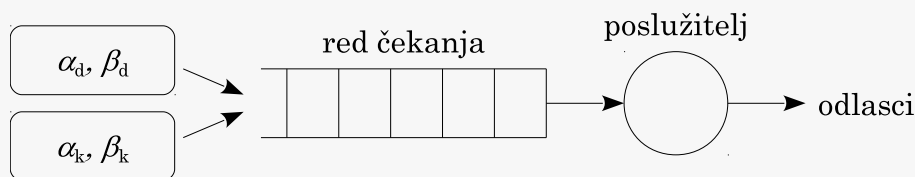
Ovo je najjednostavnije dodjeljivanje (i za ostvarenje). Ali je li najbolje? Kako definirati “najbolje”?

- najefikasnije (najviše se zadataka obavi)
- najpravednije prema zadacima; svi su “jednaki”, poslužuju se redom kojim su i došli, ali da li dobiju jednak dio procesora kroz duže vrijeme (ako ostaju u sustavu duže)?
- najmanje zahtjevno za izvođenje (najmanji overhead)

Analizirajmo (prvo) statistički.

Primjer 7.3. Mješanje kratkih i dugih poslova

Neka u sustav dolaze dvije skupine zadataka: kratki s indeksom k te dugi s indeksom d . Kakva je statistika za tu mješavinu? Kako to izgleda za pojedinačni zadatak?



Koliki je ukupni α ? Zbroj!

$$\alpha = \alpha_k + \alpha_d \quad (7.56.)$$

Što je s β ? Bolje razmišljati i $\frac{1}{\beta}$ (prosječnom trajanju posluživanja mješavine poslova).

$$\frac{1}{\beta} = \frac{\alpha_k}{\alpha_k + \alpha_d} \cdot \frac{1}{\beta_k} + \frac{\alpha_d}{\alpha_k + \alpha_d} \cdot \frac{1}{\beta_d} \quad (7.57.)$$

Ipak jednostavnije je razmišljati o ukupnom opterećenju koje je suma opterećenja koje generiraju kratki i dugi poslovi:

$$\rho = \rho_k + \rho_d \quad (7.58.)$$

te β računati prema:

$$\beta = \frac{\alpha}{\rho} \quad (7.59.)$$

Zadatak 7.11.

Promotrimo dvije skupine poslova koje možemo nazvati kratkim i dugim poslovima. Svojstva tih dvaju skupina možemo prikazati tablično (dolasci Poisson, obrada eksp. razd.):

	kratki	dugi	mješavina
α	10	0,01	10,01
β	50	0,02	14,3
$1/\beta$	0,02	50	0,6993
ρ	0,2	0,5	0,7
$\bar{n}$	0,25	1	2,23
$\bar{T}$	0,025	100	0,233

- Ovo je statistika za mješavinu.
- Kad ih pomiješamo i dalje će obrada kratkog trajati 0,02 a dugog 50 (prosječno!)
- Sama statistika je značajno pogoršanje za kratke poslove! Za red veličine (statistički).
- Najgori slučaj? Kratki posao koji dolazi neposredno iza dugog: on mora čekat da dugi završi, tj. mora čekati i više od 50 jedinica vremena!

Analizom prethodnih primjera ustanovljeno je da posluživanje po redu prispjeća nije dobro za kratke poslove.

Kako onda posluživati?

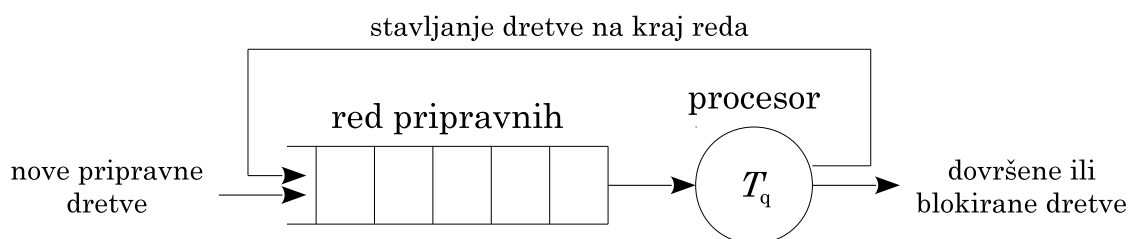
Koristiti prioritete? Dati kratkim poslovima veći priorite? To bi bilo nepravедno prema dugim poslovima koji bi se stalno odgađali.

Drugo rješenje = podjela poslužiteljskog vremena = kružno posluživanje!

7.7. Kružno posluživanje (posluživanje podjelom vremena)

Engleski termini: Round-Robin (RR), time-share

Neka različite poslove izvide različite dretve. Posluživanje poslova stoga možemo nazvati posluživanje dretvi, odnosno raspoređivanje dretvi.



- Raspoređivanje pravednom podjelom procesorskog vremena ("svima jednako")
- Svaki posao dobije kvant vremena T_q
 - ako ne završi u tom kvantu vraća se na kraj reda

- Poslovi se prekidaju u izvođenju!
 - npr. koristi se satni mehanizam za izazivanje periodičkih prekida.
- Pravednije posluživanje naspram kraćih poslova.

7.7.1. Usporedba posluživanja poslova: po redu prispjeća i kružno

Za primjer, uzmimo iste podatke o poslovima kao i u zadatku 7.3. ali sada neka to bude *deterministički sustav*, gdje su vremena apsolutna a ne prosječna (kratki poslovi dolaze svakih 100 ms, dugi svakih 100 s, obrada kratkih traje 20 ms a dugih 50 s).

Primjer 7.4. Posluživanje po redu prispjeća

α i ρ su isti kao i prije (isto razmišljanje i dalje vrijedi!):

$$\alpha = \alpha_k + \alpha_d = 10 + 0,01 = 10,01 \quad (7.60.)$$

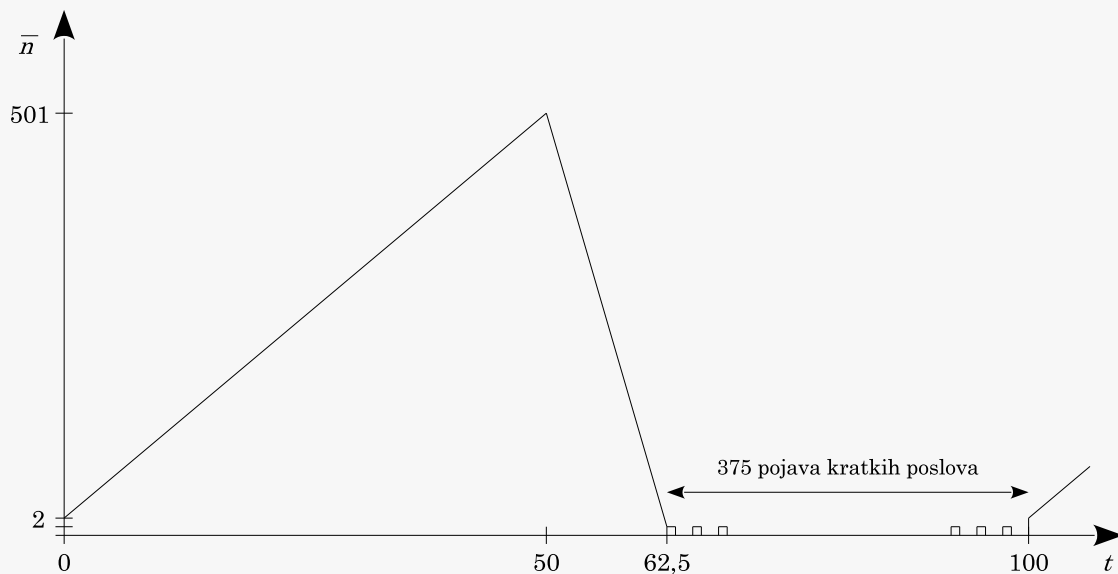
$$\rho = \rho_k + \rho_d = \frac{10}{50} + \frac{0,01}{0,02} = 0,7 \quad (7.61.)$$

Koliki su $\bar{n}$ i $\bar{T}$ (stvarni po zadacima te u prosjeku)?

Razmatrajmo pojedinačne zadatke.

Pretpostavimo da je najprije došao dugi posao i odmah nakon njega kratki.

Obratno razmatranje gotovo da samo pomiče vremensku skalu i neznatno usporava taj dugi posao (20ms).



Slika 7.7. Broj poslova u poslužitelju

U $t = 0$ kreće dugi posao i prvi kratki ide u red (2 ukupno).

Obrada dugog traje 50 s te za to vrijeme dolaze i kratki poslovi (10 u sekundi) i gomilaju se u redu.

U 50. sekundi kada dugi posao završava u sustavu se nagomila 500 kratkih poslova (u redu).

Nakon toga broj poslova pada: poslužitelj obrađuje $1/0,02=50$ poslova u sekundi, ali poslovi i dalje dolaze s 10 u sekundi = broj poslova pada s 40 u sekundi.

$$\frac{500}{40} = 12,5 \Rightarrow \text{za } 12,5 \text{ sekundi red se isprazni (u } 50 + 12,5 = 62,5 \text{ s).}$$

Nakon toga red je prazan i svaki posao koji dođe dolazi izravno do poslužitelja.

Prosječan broj poslova u sustavu $\bar{n}$ može se približno izračunati prema:

$$\bar{n} = \frac{\text{površina}}{\text{vrijeme}} \approx \frac{\frac{62,5 \cdot 500}{2} + 375 \cdot 0,02 \cdot 1}{100} = 156,325 \quad (7.62.)$$

Opaska: računamo kao da je kontinuirano iako je diskretno!

Prema Littleovu pravilu:

$$\bar{T} = \frac{\bar{n}}{\alpha} \approx \frac{156,325}{10,01} = 15,62 \text{ s} \quad (7.63.)$$

Navedeno je statistički. Što možemo reći o zasebnim poslovima?

Skicirati graf za T_k (izgled: $|\backslash_ _$).

Prvi kratki se u sustavu zadržava 50 s !!!

Primjer 7.5. Kružno posluživanje

Neka je kvant vremena 0,01 s (10 ms).

Kratki poslovi trebaju $\frac{0,02}{0,01} = 2$ kvanta, dugi $\frac{50}{0,01} = 5000$ kvantova

Neka dugi opet dođe prvi.

Redoslijed izvođenja: D K D K D D D D D K D K D D D ...

Dugi se zadržava: $\frac{50 \text{ s}}{80 \text{ ms}} \cdot 100 \text{ ms} = 62,5 \text{ s}$

Kratki:

- prvi: $4 \cdot 0,01$
- daljnjih 624: $3 \cdot 0,01$
- zadnjih 375: $2 \cdot 0,01$

$$\bar{T} = 62,5 \cdot \frac{1}{1001} + 0,04 \cdot \frac{1}{1001} + 0,03 \cdot \frac{624}{1001} + 0,02 \cdot \frac{375}{1001} = 0,0887 \text{ s} \quad (7.64.)$$

$$\bar{n} = \alpha \cdot \bar{T} = 10,01 \cdot 0,0887 = 0,887 \quad (7.65.)$$

Iz primjera je očito je RR pravednije posluživanje.

Ali: treba prekidati obrade poslove (satni mehanizam) + troši se vrijeme na zamjenu dretvi.

Ako su zamjene rijetke onda se vrijeme zamjene dretvi (zamjena konteksta) može zanemariti, ali ako su česte one mogu značajno utjecati na učinkovitost sustava!

7.8. Raspoređivanje dretvi u operacijskim sustavima

Osnovne (teorijske) strategije raspoređivanja uključuju

- raspoređivanje po redu prispjeća (engl. *first-in-first-out* – *FIFO*)
- raspoređivanje prema prioritetu
- raspoređivanje podjelom vremena (engl. *time-share*, *round-robin* – *RR*)

Načini raspoređivanja dretvi u operacijskim sustavima često koriste kombinacije gornjih strategija, ali i ovise o tipovima dretvi. Primjeri tipova dretvi:

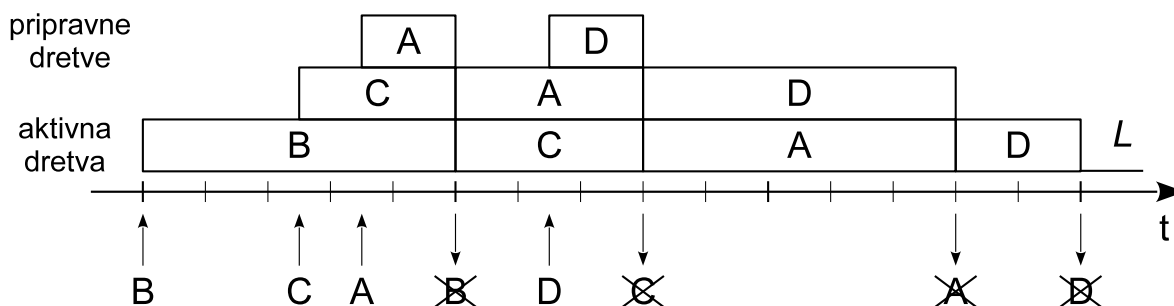
- dretve u “sustavima za rad u stvarnom vremenu” (engl. *real time systems*) koje preko U/I naprava upravljaju nekim procesima (industrija, automobili, zgrade i slično) – kritične dretve koje moraju brzo/pravovremeno reagirati/slati naredbe
- dretve koje obavljaju neke dugotrajne proračune – ako ih se malo i odgodi “neće to primijetiti”
- dretve koje upravljaju sučeljem programa – korisničko iskustvo će biti bolje ako te dretve što prije dođu na red za izvođenje, a uglavnom su vrlo brzo gotove sa svojim poslom u tom trenutku (takozvane “interaktivne dretve”)

Obzirom na navedeno, dretve u kontekstu raspoređivanja unutar operacijskih sustava se dijele na vremenski kritične i vremenski nekritične (normalne). Raspoređivanje jednih i drugih nije jednako.

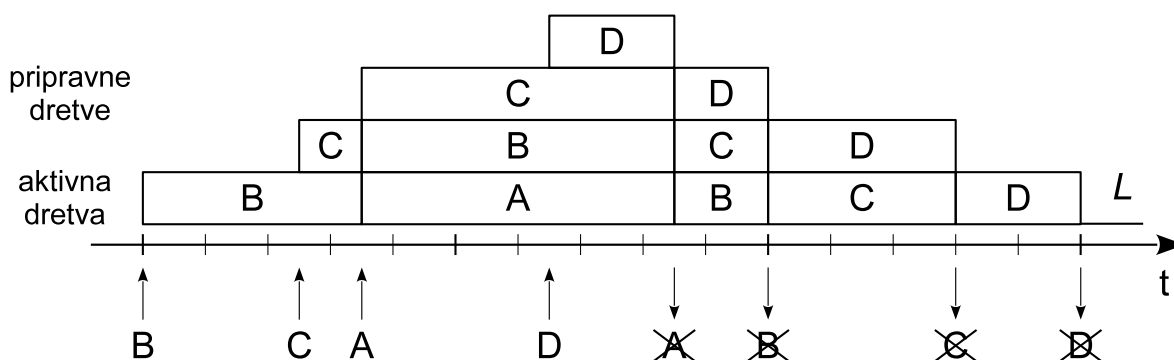
Zadatak 7.12. Osnovne strategije raspoređivanja

U nekom sustavu javljaju se poslovi/dretve A, B, C i D u trenucima 3,5, 0, 2,5 i 6,5 respektivno s trajanjima obrade 5, 5, 3 i 2. Pokazati izvođenje dretvi (raspoređivanje) ako se koristi:

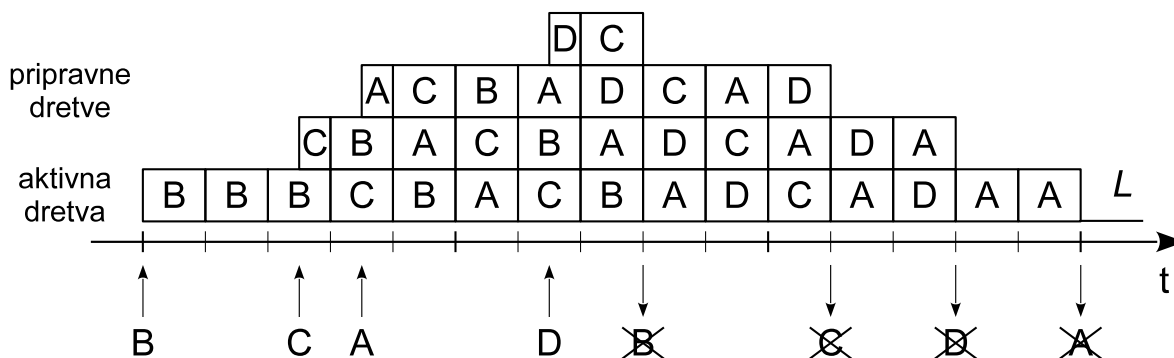
- raspoređivanje po redu prispjeća
- raspoređivanje prema prioritetu uz $p_A > p_B > p_C > p_D$
- kružno raspoređivanje s $t_q = 1$ (jedinica vremena)



Slika 7.8. Raspoređivanje po redu prispjeća



Slika 7.9. Raspoređivanje prema prioritetu



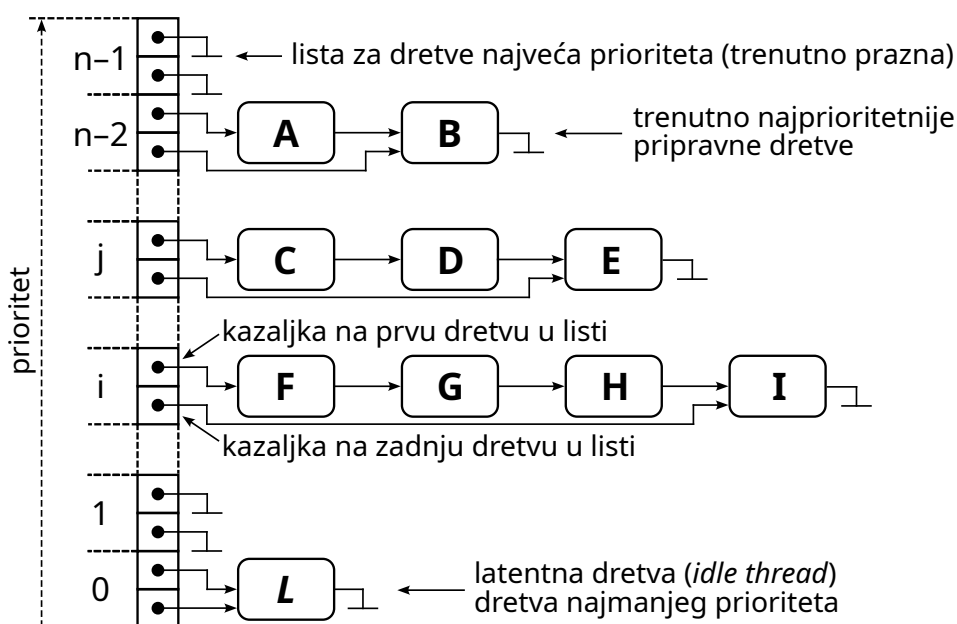
Slika 7.10. Kružno raspoređivanje

7.8.1. Dretve u sustavima za rad u stvarnom vremenu (engl. *real time systems*)

Takvi sustavi zahtijevaju pravovremenu reakciju upravljačkih dretvi – te su dretve “vremenski kritične”, trebaju što prije doći na red kad se “probude” (najčešće su periodičke ili buđene nekim događajim).

Prioritetno raspoređivanje

- **osnovni kriterij** = prioritet – UVIJEK je aktivna ona dretva s najvećim prioritetom
- kad se u sustavu pojavi nova dretva B s većim prioritetom od prioriteta trenutno aktivne dretve A, dretva B postaje aktivna – istisne dretvu A koja će nastaviti s radom tek nakon što se dretva B makne (završi ili blokira)
- kada osnovni kriterij ne daje samo jednu dretvu (postoji više dretvi ista najveća prioriteta) tada se za odabir jedne od njih koristi **dodatni** kriterij najčešće FIFO ili RR:
 - prema redu prispjeća – FIFO: aktivna dretva se ne mijenja sve se ne završi ili blokira (ili dođe nova dretva većeg prioriteta)
 - podjelom vremena – RR: aktivna se izvodi zadani kvant vremena, potom se miče iza svih dretvi ista prioriteta u redu pripravnih dretvi i uzima iduća pripravna (ista prioriteta)
 - dodatni kriterij se najčešće definira za svaku dretvu zasebno!
- s obzirom na to da se uvijek najprije gleda prioritet, način raspoređivanja (postavljen pojedinoj dretvi) dobiva ima po dodatnom kriteriju; nazivi prema istoimenim UNIX raspoređivačima:
 - SCHED_FIFO (prioritet pa red prispjeća)
 - SCHED_RR (prioritet pa podjela vremena)
- slika 7.11. prikazuje primjer skupa pripravnih dretvi u kojemu su dretve složene u različite redove, u skladu s njihovim prioritetima



Slika 7.11. Sustav pripravnih dretvi raspodijeljen prema prioritetu

- dretve A i B imaju u tom trenutku najveći prioritet $p_A = p_B = n - 1$

- prva dretva u redu je dretva A => aktivna dretva
- ako je drugi kriterij za raspoređivanje dretve A FIFO, ona će se izvoditi dok ne završi ili više ne bude u pripravnom stanju
- ako je drugi kriterij za raspoređivanje dretve A RR, ona će se izvoditi dok ne završi ili više ne bude u pripravnom stanju ili dok ne istekne kvant vremena koji raspoređivač koristi
- korištenje strukture podataka pripravnih dretvi kao na slici 7.11., s jednom listom za svaku razinu prioriteta omogućuje složenost $O(1)$:
 - uz dodatnu kazaljku na zadnji element liste, dodavanje dretve u red pripravnih se radi u jednom koraku
 - uz bitmapu u kojoj jedinice označavaju neprazne liste, odabir naprioritetnije se također obavlja u jednom koraku (jednom instrukcijom se iz bitmape dobije indeks najviše postavljene jedinice, tj. indeks najprioritetnijeg nepraznog reda pripravnih dretvi)
- u višeprocorskim sustavima za svaki procesor se koristi zasebni red pripravnih
 - razlog je efikasnost iz dva aspekta
 1. korištenje priručnog spremnika – dretva se vraća na isti procesor u čijem priručnom spremniku su možda još uvijek neki njeni podaci – ne treba ih dohvaćati iz memorije (na što bi se inače potrošilo vrijeme)
 2. smanjena potrebi zaključavanja reda – svaki procesor ima svoj red pa pri raspoređivanju uglavnom zaključava samo svoj red
 - problemi kad se koriste prioritetni raspoređivači: moglo bi se dogoditi da u nekom redu pripravnih bude dretva veće prioriteta od neke druge koja se izvodi na drugom procesoru; to treba spriječiti (push-pull postupci – gurnuti takvu dretvu drugom procesoru, uzeti takvu dretvu iz reda drugog procesora)

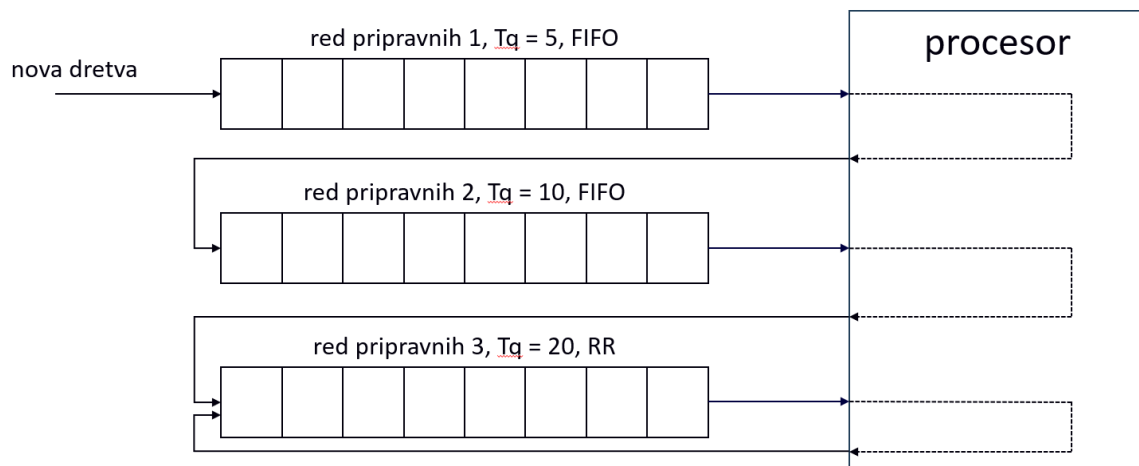
7.8.2. “Normalne” dretve – nekritične dretve

- osnovna ideja: raspoređivanje podjelom vremena
 - a) pravedna podjela procesorskog vremena
 - b) prioritet određuje udio vremena koji će dretva dobiti (uglavnom)
 - c) tip dretve određuje udio vremena koji će dretva dobiti
- heuristika koja se nastoji primijeniti na raspoređivanje nekritičnih dretvi (podjela vremena tipa c)) opisuje se algoritmom naziva *višerazinsko raspoređivanje s povratnom vezom* (engl. *multilevel feedback queue – MFQ*).

Algoritam MFQ

- algoritam nastoji:
 - dati prednost dretvama s kratkim poslovima
 - dati prednost dretvama koje koriste ulazno-izlazne naprave
 - na osnovi rada dretve ustanoviti u koju skupinu dretva pripada te ju prema tome dalje raspoređivati
- koristi nekoliko FIFO redova različita prioriteta

- aktivna dretva je prva dretva iz nepraznog reda najveća prioriteta
- dretva dobiva kvant vremena
- ako dretva završi prije isteka kvanta nestaje iz sustava
- ako se dretva blokira prije isteka kvanta privremeno nestaje iz domene raspoređivača (nije među pripravnima); pri odblokiranju, takva dretva se vraća u isti red iz kojeg je i otišla ili čak i viši red (dretva zadržava prioritet ili joj se on i povećava)
- ako je dretva protrošila cijeli kvant, onda ju raspoređivač pri isteku kvanta miče na kraj prvog idućeg reda (manjeg prioriteta)
- u redu najmanjeg prioriteta dretve se poslužuju kružno (svakoj kvant vremena)
- pri pojavi nove dretve ona ide u red najvećeg prioriteta (na kraj)
- slika 7.12. prikazuje primjer reda pripravnih kod algoritma MFQ (T_q – kvant vremena)

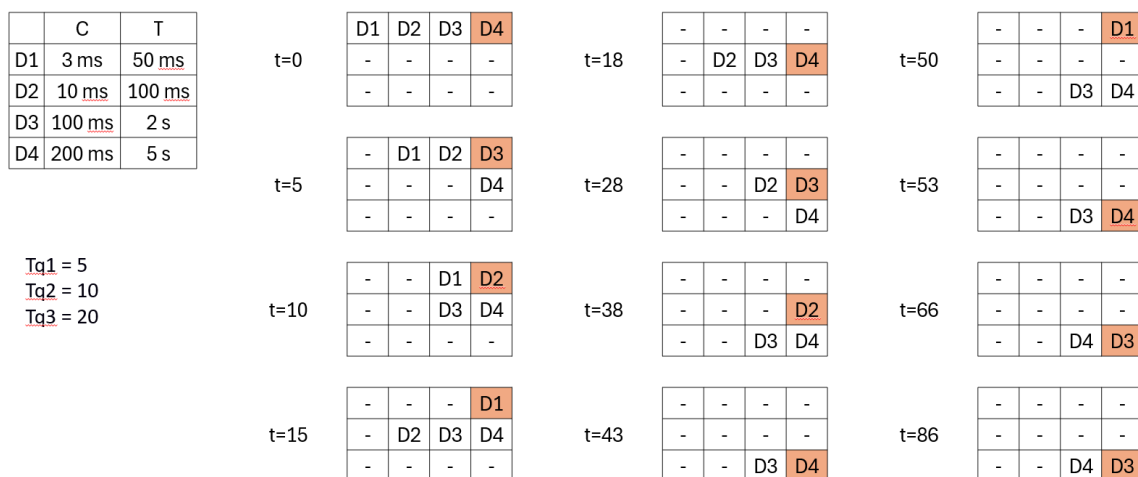


Slika 7.12. Primjer reda pripravnih kod algoritma MFQ

- MFQ algoritam brzo procjenjuje/klasificira dretvu:
 - je li procesorski zahtjevna
 - je li kratka ("interaktivna", uglavnom koristi UI)
- ... te se dalje prema njoj odnosi prema tome
 - kratke dretve dobivaju prednost jer brzo izlaze iz sustava
 - zahtjevne dijele procesorsko vrijeme podjelom vremena
- slika 7.13. prikazuje primjer rada algoritma MFQ (C – potrebno procesorsko vrijeme unutar svake periode T)
- operacijski sustavi (danas) nemaju raspoređivače ostvarene po navedenom algoritmu, ali nastoje (s drugim algoritmima) ostvariti slična načela

7.8.3. Raspoređivanje u Linuxu

- za korisničke dretve Linux ima tri raspoređivača:
 1. prema roku; DEADLINE – SCHED_DEADLINE (info)
 2. prema prioritetu: REALTIME – SCHED_FIFO, SCHED_RR



Slika 7.13. Primjer rada algoritma MFQ

3. obične dretve: CFS/EEVDF – SCHED_OTHER

Raspoređivanje dretvi za rad u stvarnom vremenu

- strategije: SCHED_FIFO, SCHED_RR
 - prioriteti od 0 do 99 (veći broj veći prioritet)
- ove dretve uvijek imaju prednost pred običnim dretvama!

Raspoređivanje “običnih” dretvi

- strategije: SCHED_OTHER i slični (_IDLE, _BATCH),
- prioriteti “službeno” od 100 do 139, ali se ne koriste
- koristi se “razina dobrote” (engl. *nice*): -20 do 19
 - manji broj veća dobrota (ekvivalent prioritetu)
 - negativne vrijednosti može postavljati samo povlašteni korisnik
 - pri pokretanju obična procesa njegova dobrota je 0
- cilj raspoređivača jest “pravedno” podijeliti procesorsko vrijeme
- dretve veće dobrote (prioriteta) dobivaju više procesorskog vremena
 - oko 10-15% po prioritetu
 - npr. dretva dobrote 0 treba dobiti oko $1,15^5$ više procesorskog vremena od dretve čija je dobrota 5

7.8.4. Raspoređivanje u Windowsima

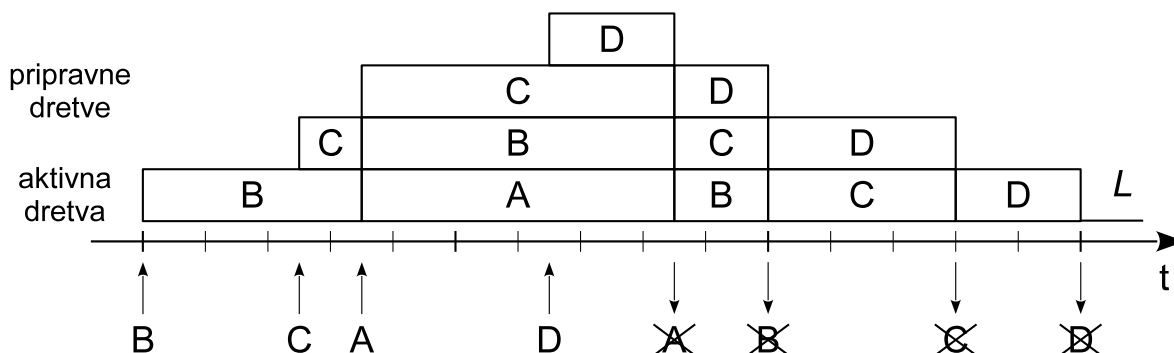
- koristi se prioritetno raspoređivanje s podjelom vremena (slično SCHED_RR)
- prioriteti dretvi mogu biti:
 - 0 – najniži prioritet: rezerviran je za posebne dretve operacijskog sustava (npr. dretve koje brišu oslobođene stranice u postupku upravljanja spremnikom stranicenjem)
 - 1 – 15: normalne dretve

- 16 – 31: dretve za rad u stvarnom vremenu (engl. *real time*, *RT*)
- raspoređivanje dretvi za rad u stvarnom vremenu:
 - kružno posluživanje identično sa `SCHED_RR`
 - prioriteti od 16 do 31 (veći broj veći prioritet)
- raspoređivanje “običnih” dretvi:
 - strategija: kružno (slično kao i `SCHED_RR`) uz iznimke:
 - * radi rješavanja problema izgladnjivanja (da i dretve manjeg prioriteta ipak nešto povremeno rade)
 - * dinamičkog dodavanja prioriteta procesima u fokusu (engl. *foreground*)
 - * radi osiguravanja kvalitete usluge (ne samo na razini procesora)
 - prioriteti od 1 do 15 (veći broj veći prioritet)

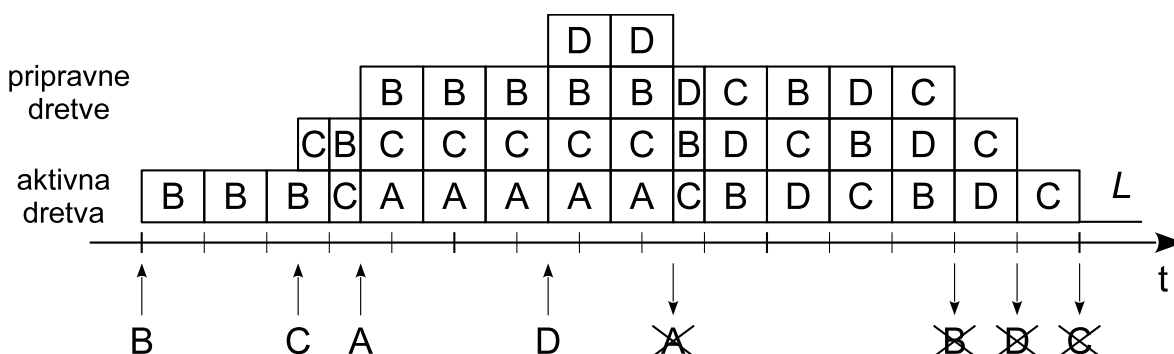
Zadatak 7.13. Raspoređivanje prema SCHED_FIFO, SCHED_RR i SCHED_OTHER

U nekom sustavu javljaju se poslovi/dretve A, B, C i D u trenucima 3,5, 0, 2,5 i 6,5 respektivno s trajanjima obrade 5, 5, 3 i 2 (respektivno). Pokazati rad poslužitelja ako se koristi:

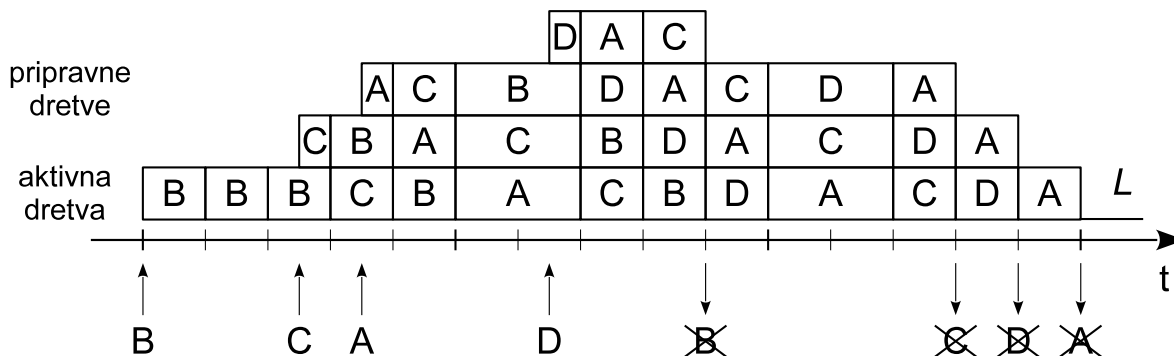
- d) raspoređivanje prema SCHED_FIFO uz $p_A > p_B = p_C = p_D$
 e) raspoređivanje prema SCHED_RR uz $p_A > p_B = p_C = p_D$ i $t_q = 1$
 f) raspoređivanje prema SCHED_OTHER uz kvantove po dretvama $t_{qA} = 2$, $t_{qB} = t_{qC} = t_{qD} = 1$ (npr. za $d_A = 5$, $d_B = d_C = d_D = 10$ – razlika od 5 u dobroti: $1,15^5 \approx 2$)



Slika 7.14. Raspoređivanje prema SCHED_FIFO



Slika 7.15. Raspoređivanje prema SCHED_RR

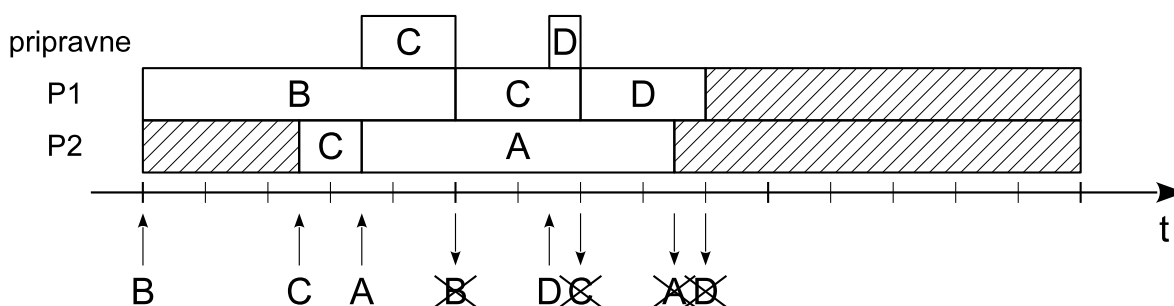


Slika 7.16. Raspoređivanje prema SCHED_OTHER

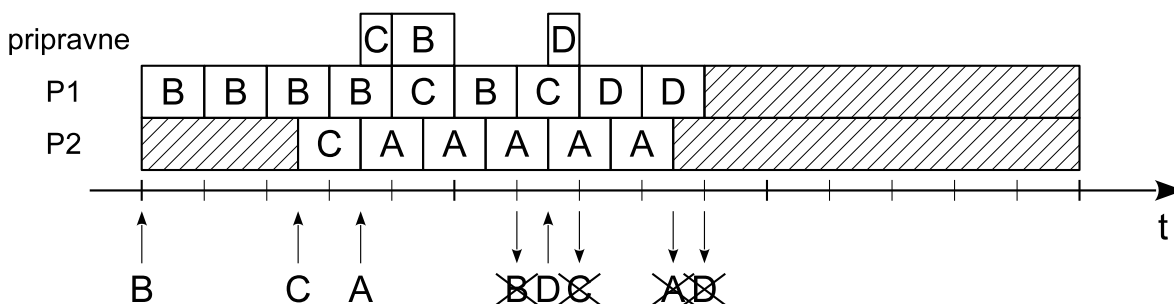
Zadatak 7.14. Raspoređivanje na dvoprocesorskom računalu

U nekom sustavu javljaju se poslovi/dretve A, B, C i D u trenucima 3,5, 0, 2,5 i 6,5 respektivno s trajanjima obrade 5, 5, 3 i 2 (respektivno). Pokazati rad **dvoprocesorskog** poslužitelja ako se koristi:

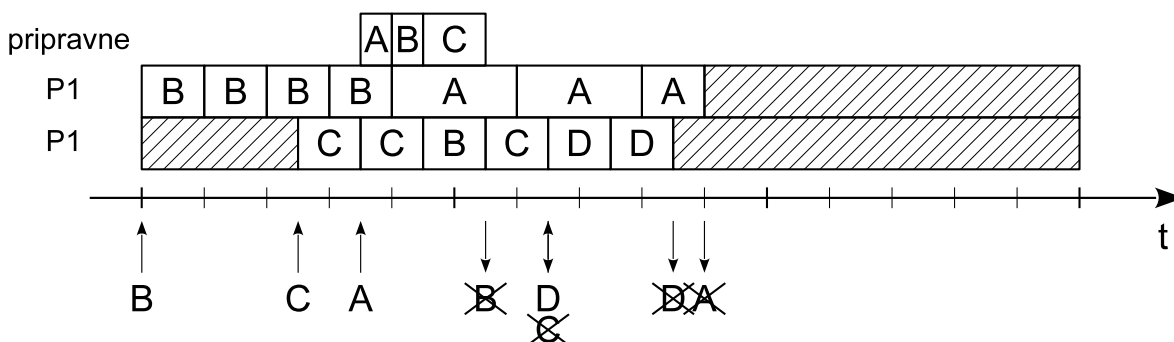
- g) raspoređivanje prema SCHED_FIFO uz $p_A > p_B = p_C = p_D$
- h) raspoređivanje prema SCHED_RR uz $p_A > p_B = p_C = p_D$ i $t_q = 1$
- i) raspoređivanje prema SCHED_OTHER uz kvantove po dretvama $t_{qA} = 2$, $t_{qB} = t_{qC} = t_{qD} = 1$ (npr. za $d_A = 5$, $d_B = d_C = d_D = 10$ – razlika od 5 u dobroti: $1,15^5 \approx 2$)



Slika 7.17. Raspoređivanje prema SCHED_FIFO



Slika 7.18. Raspoređivanje prema SCHED_RR



Slika 7.19. Raspoređivanje prema SCHED_OTHER

Pitanja za vježbu 7

1. Opisati značenja veličina: α , $1/\alpha$, β , $1/\beta$, $\bar{T}$, $\bar{n}$ i ρ u kontekstu sustava s jednim poslužiteljem:
 - a) kada se radi o determinističkom sustavu
 - b) kada se radi o nedeterminističkom sustavu s Poissonovom razdiobom dolazaka i eksponencijalnom razdiobom trajanja obrada.Kojim su formulama povezane zadane veličine?
2. Napisati i pojasniti Littleovo pravilo.
3. Navesti formulu za izračun vjerojatnosti pojave k događaja u vremenskom intervalu t , ako se koristi Poissonova razdioba za modeliranje dolazaka uz parametar α (prosječan broj dolazaka novih poslova u jedinici vremena).
4. Nacrtati Markovljev lanac koji prikazuje moguća stanja sustava u odnosu na trenutni broj poslova u sustavu ako se promatra jako mali interval Δt u kojem se mogu dogoditi promjene (doći novi posao ili neki posao napustiti sustav). Označiti vjerojatnosti prijelaza iz jednog stanja u drugo. Korištenjem grafa izraziti vjerojatnost da sustav u trenutku $t + \Delta t$ bude u stanju i (tj. $p_i(t + \Delta t)$).
5. Koja formula povezuje $\bar{T}$ s α i β ako se koriste Poissonova i eksponencijalna razdioba za modeliranje dolazaka i trajanja obrade?
6. Zašto kod nedeterminističkog sustava nije dozvoljeno opteretiti poslužitelj sa 100% opterećenja?
7. Ako je zadano prosječno opterećenje poslužitelja s ρ , izračunati vjerojatnost (navesti formule) da u nekom trenutku u sustavu ima:
 - a) N poslova
 - b) više od N poslova.
8. Opisati osnovna načela raspoređivanja dretvi:
 - a) po redu prispjeća (engl. *First-In-First-Out* – *FIFO*)
 - b) podjelom vremena (engl. *Round-Robin* – *RR*)Navesti prednosti i nedostatke navedenih raspoređivača dretvi.
9. Opisati osnovna načela rada raspoređivača dretvi koji se koriste u današnjim operacijskim sustavima (`SCHED_FIFO`, `SCHED_RR` i `SCHED_OTHER`).

8. UPRAVLJANJE SPREMNIČKIM PROSTOROM

Osim riječi *spremnik*, tj. *radni spremnik*, jednakovrijedna je i riječ *memorija*, koja se udomaćila u hrvatskom jeziku.

8.1. Uvod

8.1.1. Što znači upravljanje spremnikom?

Ovisi o kontekstu – ovdje razmatramo upravljanje na razini jezgre OS-a i procesa

Pojmovi *program* i *proces*

- *proces* = okolina u kojoj se program izvodi
- pod pojmom *proces* obično podrazumijevamo i odvojeni adresni prostor od ostalih procesa
- ipak, ovdje se koristi i za načine upravljanja koji to nemaju (npr. kod statičkog upravljanja)
- *program* se odnosi na niz instrukcija i podataka čijim pokretanjem nastaje *proces* (OS pokreće *program* i nastaje *proces*)

Upravljanju spremnikom podrazumijeva

- da sve “potrebno” za rad stane u spremnik (proces, jezgra)
- da nitko nikome ne smeta, tj. zaštitu od grešaka u programima i zlonamjernih programa
 - da se zaštiti jezgra od procesa, proces od drugog procesa
- učinkovito koristiti radni spremnik i po potrebi pomoćne spremnike
- dati preporuke programerima kako učinkovito koristiti spremnik

8.1.2. Radni spremnik

Kada/kako se pristupa spremniku (od strane procesora)

- pri dohvat u instrukcija
- pri dohvat u i pohrani operanada (podataka)
- pri korištenju stoga
- jedinica podataka je oktet/bajt (B) = osam bita
 - svaki bajt ima svoju jedinstvenu adresu
 - npr. ako imamo 10 MB spremnika, onda svaki od tih $10 \cdot 2^{20}$ bajtova ima svoju adresu
 - procesori obično mogu jednim zahtjevom dohvatiti (ili pohraniti) i više od jednog bajta istovremeno
 - * npr. 32-bitovni procesori najčešće imaju 32-bitovnu podatkovnu sabirnicu preko koje od spremnika dohvate 32 bita (4 bajta)
 - * u slučaju traženja više od jednog bajta (2, 4, 8), adresa najčešće mora biti poravnata na tu veličinu

- * npr. pri čitanju 32-bitovnog podatka, adresa mora biti višekratnik od 4 (32 bita = 4 bajta), tj. najniža dva bita moraju biti nula (ili ih procesori automatski postave na nulu pri takvom zahtjevu)

Što sve ide u spremnik?

- jezgra:
 - jezgrine funkcije (npr. `Započni_UI`, `ČekajBSEM`, ...)
 - strukture podataka (opisnici dretvi, procesa, naprava, liste, ...)
- procesi:
 - instrukcije
 - podaci
 - gomila (heap, za `malloc/free`)
 - stog (za svaku dretvu zaseban)
 - detaljniji prikaz organizacije elemenata procesa prikazan je kasnije u sklopu upravljanja spremnikom straničenjem

Veličina spremnika (RAM) za pojedine namjene (okvirno) (info)

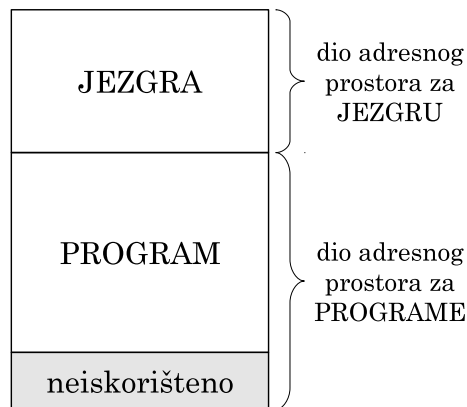
- poslužitelj: 16 GB+
- osobno računalo: 4 GB+
- pametni telefoni i tableti: 512 MB+
- ugrađeni sustavi: obično u rasponu od 2 KB do desetke MB

Adresiranje spremničke lokacije – širina sabirnice i moguće veličine spremnika:

- 16 bita $\Rightarrow$ 64 KB = 65536 B
- 32 bita $\Rightarrow$ 4 GB $\approx 4 \cdot 10^9$ B
- 64 bita $\Rightarrow$ 16 EB (exa-) $\approx 2 \cdot 10^{19}$ B
 - ovo je previše i za današnje sustave
 - x64 procesori koriste 48 bita i teoretski mogu koristiti 256 TB spremnika

8.1.3. Mogući načini upravljanja spremnikom

Najjednostavniji način upravljanja: samo OS i jedan proces



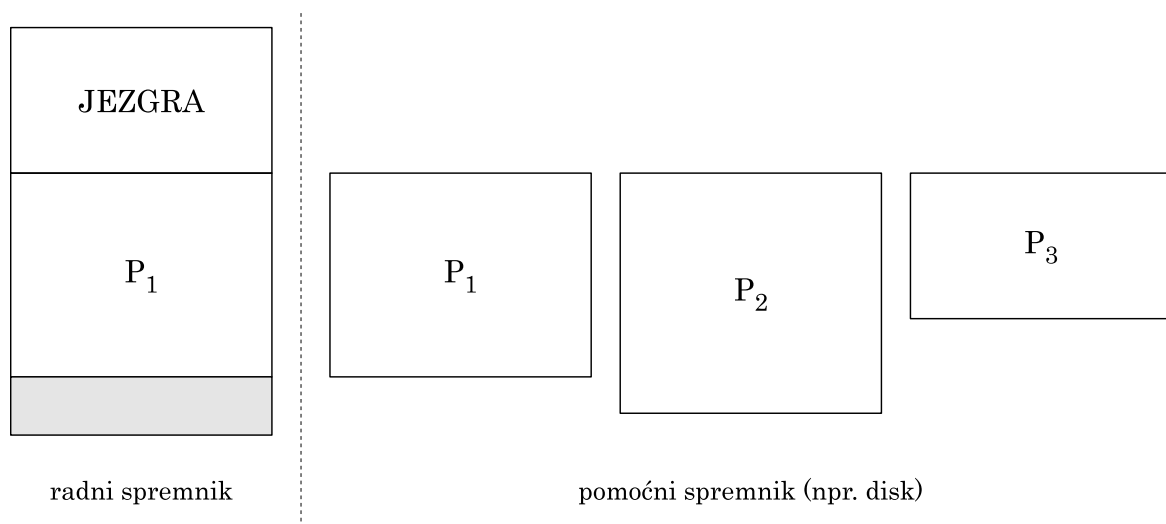
Slika 8.1. Upravljanje spremnikom u sustavima s jednim procesom

- ovo je dovoljno samo za vrlo jednostavne sustave
 - međutim, takvih sustav ima jako puno – većina ugrađenih sustava je jednostavno

Više procesa – svi u radnom spremniku

- ovo je “idealno”, ali potencijalno traži puno spremnika (stoga i skupo rješenje)
- koristi se tamo gdje su procesi mali i svi stanu u spremnik (ugrađeni sustavi)

Više procesa – jedan u radnom spremniku, ostali na pomoćnom



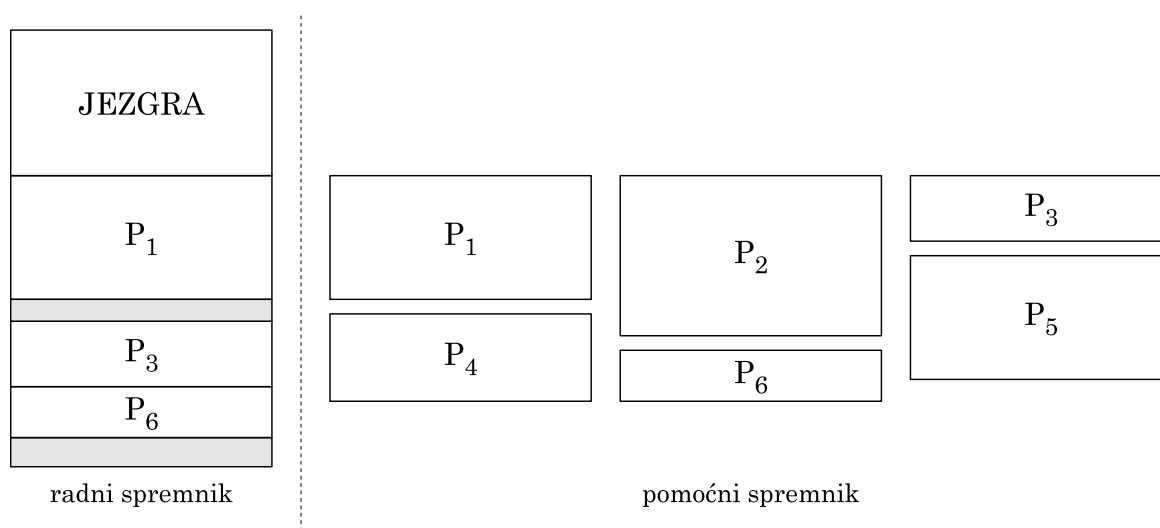
Slika 8.2. Korištenje pomoćnog spremnika za “veliku zamjenu konteksta”

- na pomoćnom spremniku su pripremljeni svi procesi
- po jedan se učitava u radni spremnik i izvodi
- pri zamjeni procesa radi se “velika” zamjena konteksta:
 1. proces iz radnog spremnika miče se na pomoćni spremnik
 2. drugi proces se učitava s pomoćnog u radni spremnik

Svojstva pomoćnog spremnika – diska

- disk se detaljnije razmatra u 9. poglavlju, sada samo osnovna svojstva
- vremenska svojstva diska:
 - vrijeme pristupa kod HDD-a (čitanje jednog bloka/sektora): red veličine ≈ 10 ms!
 - vrijeme pristupa kod SSD-a (čitanje jednog bloka/sektora): red veličine $\approx 0,05$ ms!
 - čitanje procesa s diska od ≈ 1 ms do 100 ms (i više)!
- spremniku se pristupa znatno brže $\approx$ red veličine nekoliko ns (bar 1000 puta brže čak i uz SSD)
- disk je prespor da bi navedeni gornji način (prema slici 8.2.) bio zadovoljavajući i učinkovit

Učinkovito korištenje pomoćnog spremnika za upravljanje spremnikom

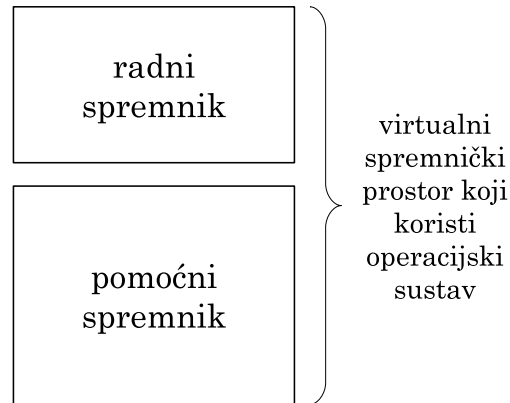


Slika 8.3. Primjer sustava s više procesa u radnom spremniku

- u radnom spremniku treba biti *više* od jednog procesa
- koristiti pomoćni spremnik za privremenu pohranu *svih* procesa
 - svi se početno pripremaju na pomoćnom disku, a neki učitavaju u radni spremnik
 - za učitavanje/spremanje procesa koristiti sklopove s izravnim pristupom spremniku (DMA)
- zamjena jednog procesa drugim (spremanje prvog na disk pa učitavanje drugog) traje – to je *velika zamjena konteksta*
- za vrijeme obavljanja zamjene (uz korištenje DMA sklopova) procesor ne čeka nego može izvoditi neki drugi proces koji je u radnom spremniku

Virtualni spremnički prostor

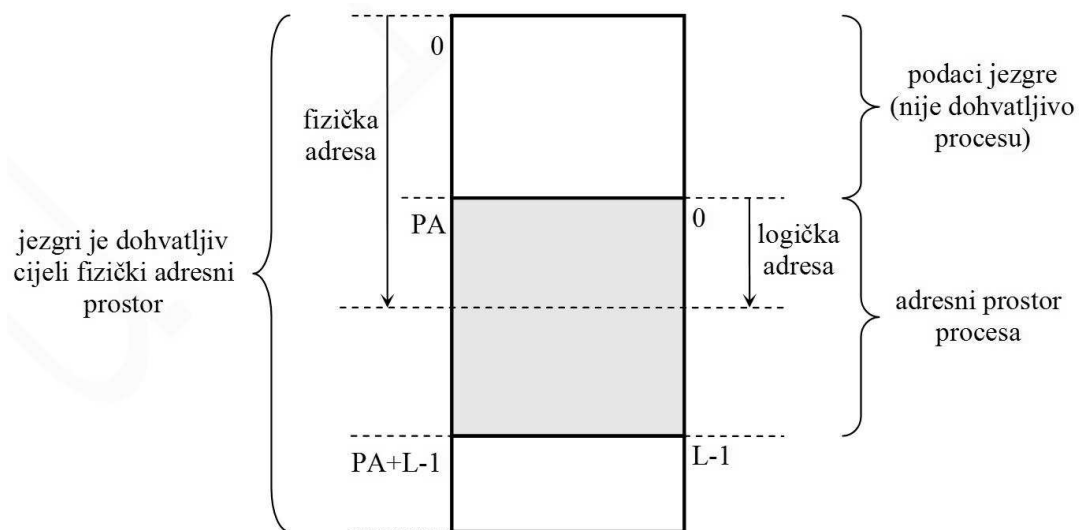
U sustavima koji koriste pomoćni spremnik za upravljanje spremničkim prostorom koristimo pojam virtualni spremnički prostor OS-a (engl. *virtual memory*) koji se sastoji od radnog spremnika i pomoćnog spremnika.



Slika 8.4. Virtualni spremnički prostor OS

Fizičke i logičke adrese

- apsolutne adrese = fizičke adrese → adrese koje idu na sabirnicu
- relativne adrese = logičke adrese → koriste se u procesu



Slika 8.5. Fizička i logička adresa

Primjer 8.1. Fizička i logička adresa

Odnos fizičke i logičke adrese procesa ovisi gdje se on nalazi.

program na disku (prije pokretanja)	proces (fizičke adrese) učitan na PA=1000	proces (logičke adrese)
0 (početak)	1000 (početak)	0 (početak)
·	·	·
20 LDR R0, (100)	1020 LDR R0, (1100)	20 LDR R0, (100)
24 LDR R1, (104)	1024 LDR R1, (1104)	24 LDR R1, (104)
28 ADD R2, R0, R1	1028 ADD R2, R0, R1	28 ADD R2, R0, R1
32 STR R2, (120)	1032 STR R2, (1120)	32 STR R2, (120)
34 B 80	1034 B 1080	34 B 80
·	·	·
·	·	·
80 CMP R0, R3	1080 CMP R0, R3	80 CMP R0, R3
·	·	·
·	·	·
100 DD 5	1100 DD 5	100 DD 5
104 DD 7	1104 DD 7	104 DD 7
·	·	·
120 DD 0	1120 DD 0	120 DD 0
	·	·
	·	·
	1500 (vrh stoga)	500 (vrh stoga)

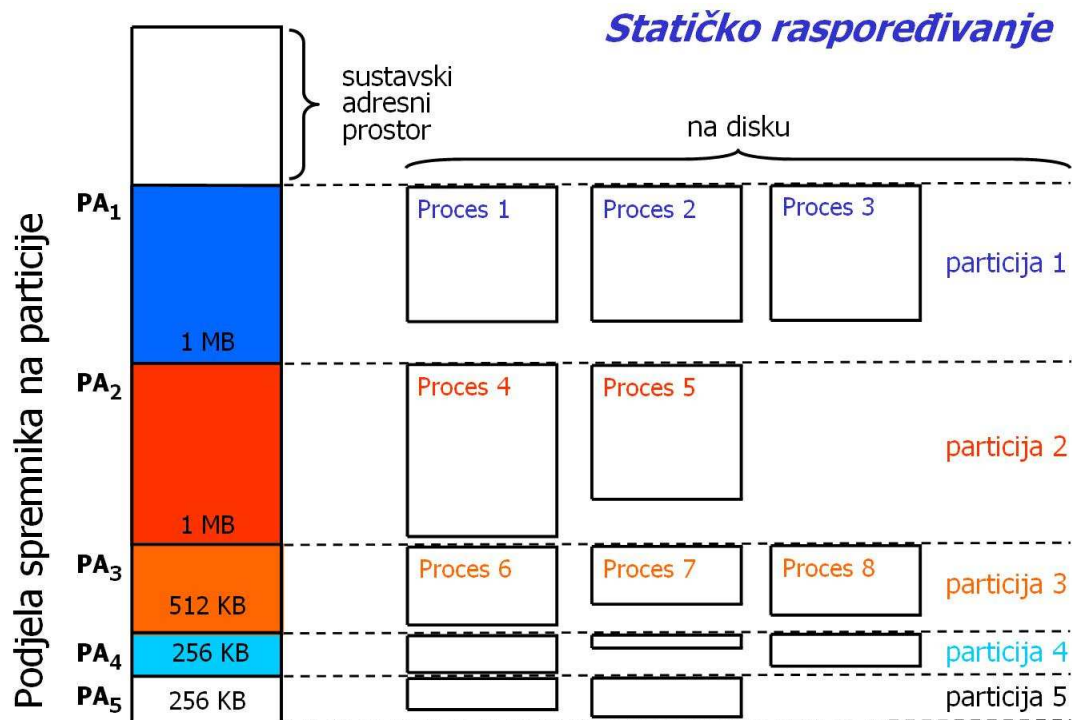
Procesni informacijski blok

- za upravljanje procesom potreban je i opisnik spremničkog prostora procesa
 - sadržaj opisnika ovisan je o algoritmu upravljanja spremnikom
 - opisnik mora opisivati korišteni dio radnog spremnika, ali i korišteni dio pomoćnog spremnika od strane procesa
- za upravljanje procesa, osim opisnika spremničkog prostora procesa potrebni su i opisnici dretvi, opisnici korištenih datoteka i slično
- *procesni informacijski blok* – skup potrebnih informacija za upravljanje procesom (koji uključuje i sve navedeno)

Načini upravljanja spremnikom koji učinkovito koriste pomoćni spremnik

1. statičko upravljanje
2. dinamičko upravljanje
3. straničenje

8.2. Statičko upravljanje spremnikom



- dio spremnika namijenjenog za procese se u početku podijeli na *particije* unaprijed zadanih veličina.
- prilikom pokretanja procesa stvara se proces na pomoćnom spremniku
 - proces se priprema u apsolutnim adresama za tu particiju
 - odabir particije ide na osnovu potrebne veličine procesa i trenutnog zauzeća svih particija
- OS odabire koje će procese učitati – samo po jedan proces u pojedinu particiju
- kada se proces blokira, OS pokreće postupak njegove zamjene, a u međuvremenu, dok se zamjena ne obavi pod utjecajem DMA sklopova, OS odabire neku dretvu iz procesa koji se nalaze u radnom spremniku (u nekoj od drugih particija) i nju izvodi

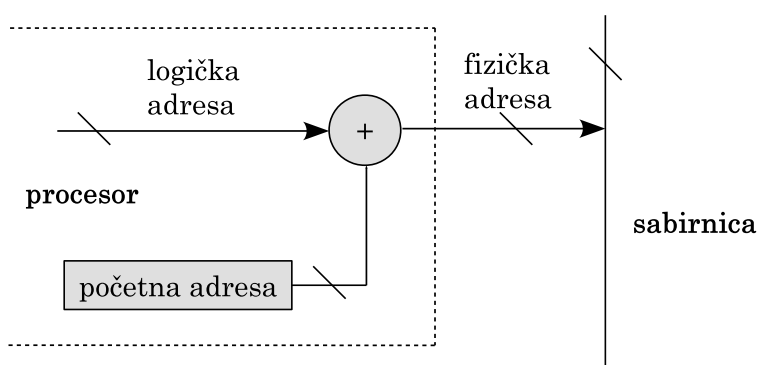
Svojstva statičkog upravljanja

- + nije potrebna sklopovska potpora
- unutarnja fragmentacija – dio particije koji proces ne koristi ne može se iskoristiti od strane drugih procesa jer niti jedan od njih ne bi ispravno radio na toj lokaciji (procesi su pripremljeni samo za adrese koje počinju na početku odabrane particije)
- vanjska fragmentacija – u nekom trenutku svi procesi pripremljeni za istu particiju mogu biti blokirani (sve njihove dretve), ali tu particiju ne može iskoristiti niti jedan drugi proces pripremljen za drugu particiju
- nema zaštite u pristupu izvan procesu dodijeljenog dijela spremnika (particije)
 - greška u jednom procesu može uzrokovati grešku u drugom ili u jezgri
 - npr. zbog krive vrijednosti indeksa mijenja se podatak drugog procesa, što se može manifestirati kao greška u oba procesa

- veliki procesi se ne mogu pokretati
- (manji nedostatak) prilikom pokretanja proces treba prvo na pomoćnom spremniku proces pripremiti u fizičkim adresama za odabranu particiju (zbrajanjem logičke adrese s adresom particije za koju se priprema)

8.3. Dinamičko upravljanje spremnikom

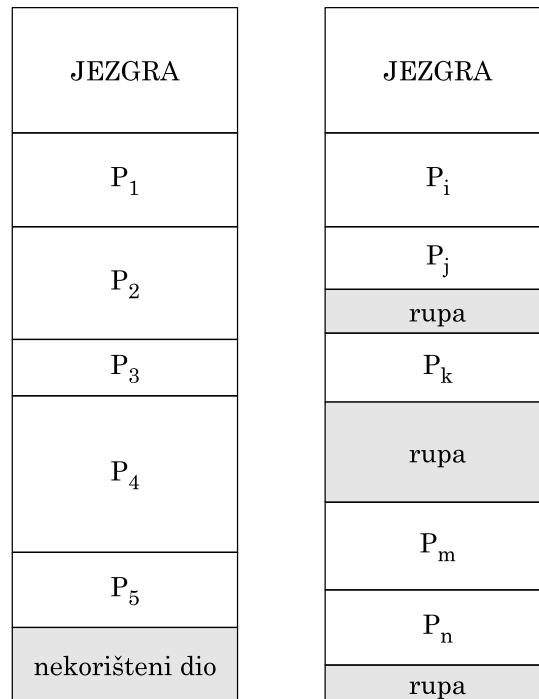
- proces se priprema za logičke adrese – ostaje u logičkim adresama i u spremniku
- koristi se sklopovska pretvorba logičke adrese u fizičku u trenutku kad adresa izlazi iz procesora
- dovoljno je zbrajalo koje zbraja logičku adresu (LA) generiranu u procesoru s adresom početka segmenta gdje je proces smješten (taj registar postaje dio konteksta dretve).



Slika 8.6. Sklop za pretvorbu logičke adrese u fizičku

Problem fragmentacije:

- u dinamičkom okruženju, procesi se stvaraju, rade, završavaju
- kad se proces miče iz spremnika u prostoru koji je on koristio nastaje "rupa"
- kad se neki proces učitava u spremnik, učitava se u neku rupu, ali često ne zauzme sav prostor rupe
- rupe koje ovako nastaju često nisu jedna do druge (kada bi se spojile u jednu veću), već su raspršene po spremniku – slobodni dio spremnika je fragmentiran
- fragmentacija postaje problem kada niti jedna rupa nije dovoljno velika za novi zahtjev iako ukupno ima dovoljno slobodnog spremnika
- fragmentacije se ne možemo riješiti što pokazuje Knuthovo 50% pravilo (definicija 8.1.)
- fragmentaciju možemo donekle kontrolirati sljedećim postupcima:
 - pri dodjeli uzeti najmanju rupu koja je dovoljno velika za zahtjev
 - pri oslobađanju bloka, nastalu rupu spojiti sa susjednim rupama
 - ako treba i zaustaviti sustav i napraviti "defragmentaciju" – pomicati programe tako da se rupe spoje



Slika 8.7. Primjer stanja na početku rada te kasnije

Definicija 8.1. Knuthovo 50% pravilo

U stabilnom sustavu s dinamičkim upravljanjem spremnikom broj rupa (n) jednak je 50% broja punih blokova (m):

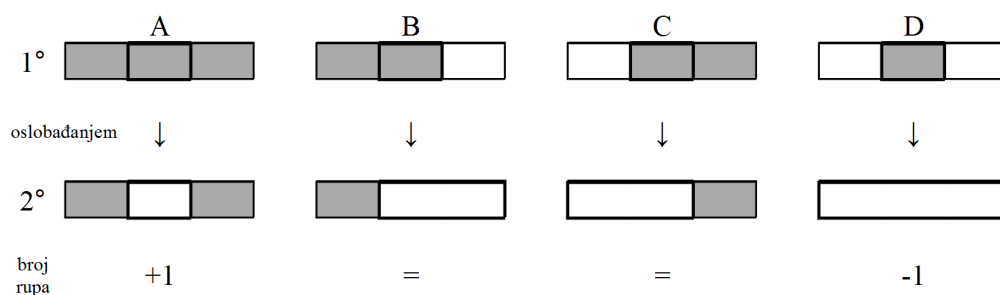
$$n = \frac{m}{2} \quad (8.1.)$$

Obzirom da je ukupan broj blokova zbroj punih blokova i rupa $m + n = 2n + n = 3n$ slijedi da trećinu ukupnog broja blokova čine rupe (po broju, ne po veličini).

Zadatak 8.1. Dokaz Knuthova pravila

Sustav se nalazi u stohastičkoj ravnoteži – vjerojatnost zahtjeva za spremnikom p_Z jednaka je vjerojatnosti zahtjeva za oslobađanje p_O , tj. $p_Z = p_O$.

U sustavu imamo 4 tipa punih blokova (puni blokovi su zasjenjeni):



Iz 1° se može izračunati broj punih blokova i broj rupa (a broj punih blokova tipa A, b ...):

- broj punih blokova m i broj rupa n :

$$\begin{aligned} m &= a + b + c + d \\ n &= \frac{b + c + 2d}{2} \end{aligned} \quad (8.2.)$$

Svaka rupa koju blok B vidi kao desnu mora biti ili lijeva od C ili D. Zato se broj rupa dijeli s dva. Isto tako, ako zanemarimo rubne slučajeve, nakon jedne rupe koju B vidi (desno) mora se pojaviti blok tipa C koji tu rupu vidi s lijeve strane, ili blok D – ali onda se konačno nakon D mora pojaviti blok C koji njegovu desnu rupu vidi kao lijevu!

Tj. vrijedi:

$$\begin{aligned} b = c &\implies m = a + 2b + d \\ n &= \frac{b + b + 2d}{2} = b + d \end{aligned} \quad (8.3.)$$

Vjerojatnost povećanja broja rupa možemo izračunati (prema gornjoj slici) kao vjerojatnost oslobađanja uz uvjet da oslobođeni blok bude tipa A, tj.:

$$p_+ = p_O \cdot \frac{a}{m} \quad (8.4.)$$

Vjerojatnost smanjenja broja rupa možemo izračunati (prema gornjoj slici) kao vjerojatnost oslobađanja uz uvjet da oslobođeni blok bude tipa D, tj.:

$$p_- = p_O \cdot \frac{d}{m} \quad (8.5.)$$

(zanemarujemo mogućnost zahtjeva koji bi potpuno popunio neku rupu)

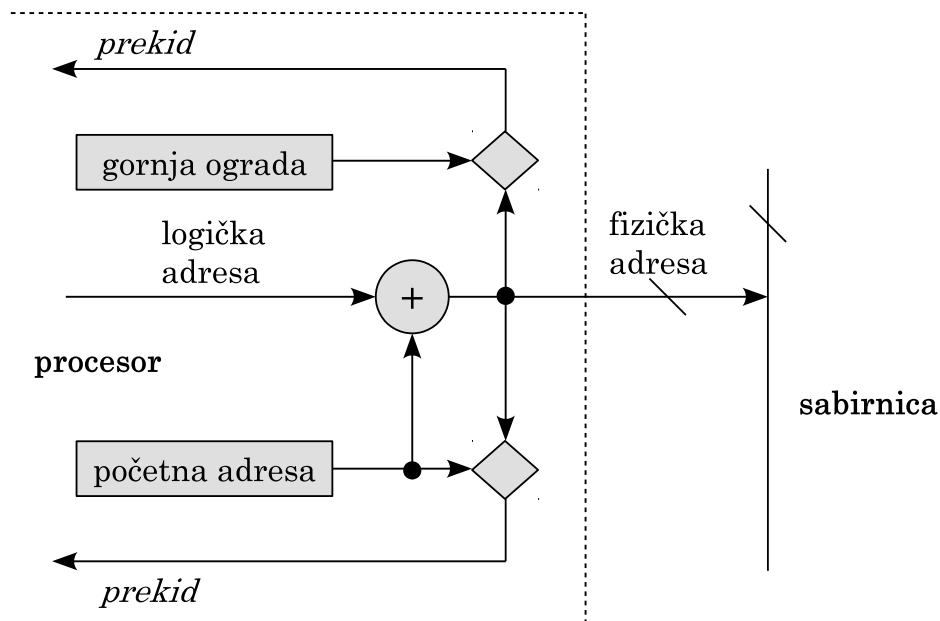
U stanju stohastičke ravnoteže te dvije vjerojatnosti moraju biti jednake:

$$p_+ = p_- \implies p_O \cdot \frac{a}{m} = p_O \cdot \frac{d}{m} \implies a = d \implies \begin{matrix} m = 2(a + b) \\ n = a + b \end{matrix} \implies n = \frac{m}{2} \quad (8.6.)$$

Knuthovo 50% pravilo: $n = \frac{m}{2}$ – broj rupa jednak je polovici broja punih blokova

Knuthovo pravilo pokazuje problem rupa odnosno rascjepkanog slobodnog prostora koji se javlja u mnogim slučajevima.

Zaštita spremničkog prostora



Slika 8.8. Pretvorba adresa s zaštitom spremnika

- uz zbrajalo mogu se dodati dva komparatora (uspoređivača, oduzimala) koja će spriječiti da proces izađe iz svog dodijeljenog segmenta (slika 8.8.): donja ograda – početna adresa, gornja ograda – najveća adresa koja pripada procesu
 - dobiva se sklopovska zaštita spremnika (engl. *memory protection unit* – MPU)
 - pri pokušaju dohvata adrese izvan ograda sklop izaziva prekid – OS tada prekida izvođenje procesa uslijed takve nepopravljive pogreške
 - ovakva zaštita je jednostavna za ostvariti te se stoga može koristiti u jednostavnijim procesorima

Svojstva dinamičkog upravljanja spremnikom

- + proces ostaje u logičkim adresama
 - proces se može izvoditi s bilo kojeg dijela spremnika – jednom se može učitati na jednu lokaciju, a potom (nakon što je izbačen iz spremnika) na neku drugu
- + zaštita spremnika (uz MPU)
 - treba (jednostavna) sklopovska potpora (kod statičkog nije potrebna!)
 - fragmentacija
 - ne mogu se pokretati procesi koji ne stanu u radni spremnik!

U odnosu na statičko upravljanje:

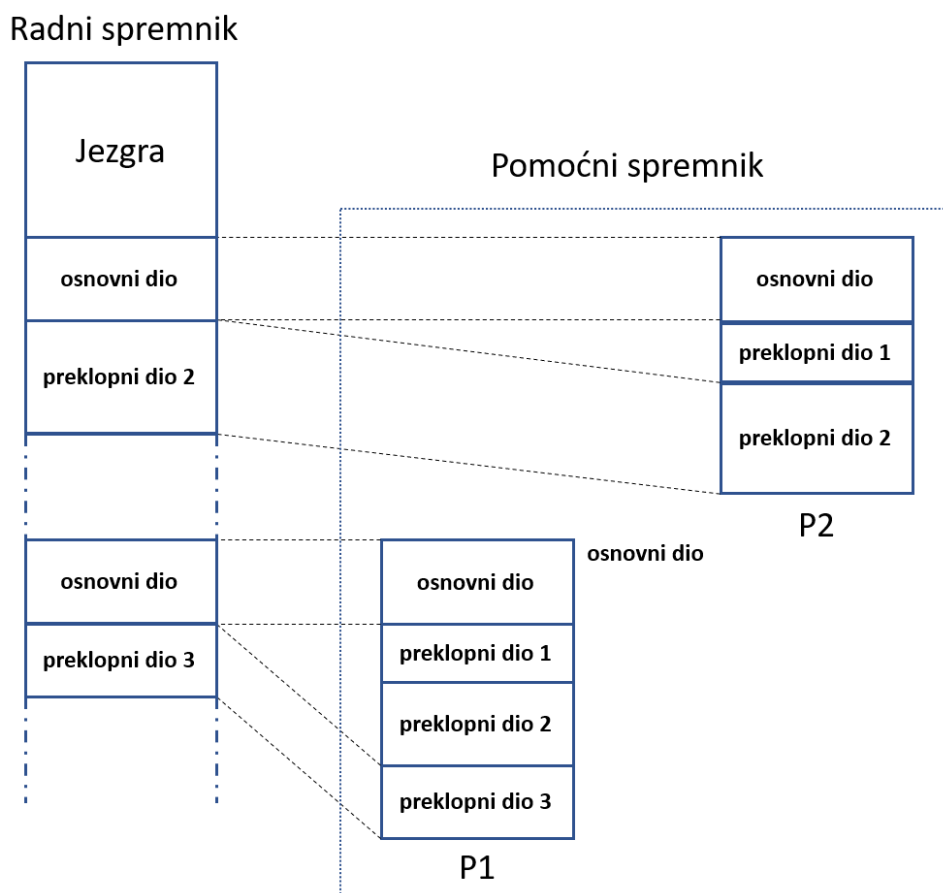
- + fleksibilnije, nije potrebno unaprijed podijeliti spremnik
- + prosječno veća iskoristivost spremnika
- + nema vanjske fragmentacije, ali ima fragmentacije
 - (info) u početku je potrebno znati potrebe procesa za spremnikom i toliko se prostora zauzme – kasnije je teško povećavati ili smanjivati adresni prostor (vrijedi i za statičko i

dinamičko upravljanje spremnikom podjednako)

Kako riješiti problem velikih procesa?

- osnovna ideja: učitavati samo one dijelove procesa koji su trenutno potrebni, a ostale ostaviti na pomoćnom spremniku
- ali kako? pod djelovanjem samog programa ili OS-a?

Preklopni način rada (slika 8.9.)



Slika 8.9. Preklopni način rada

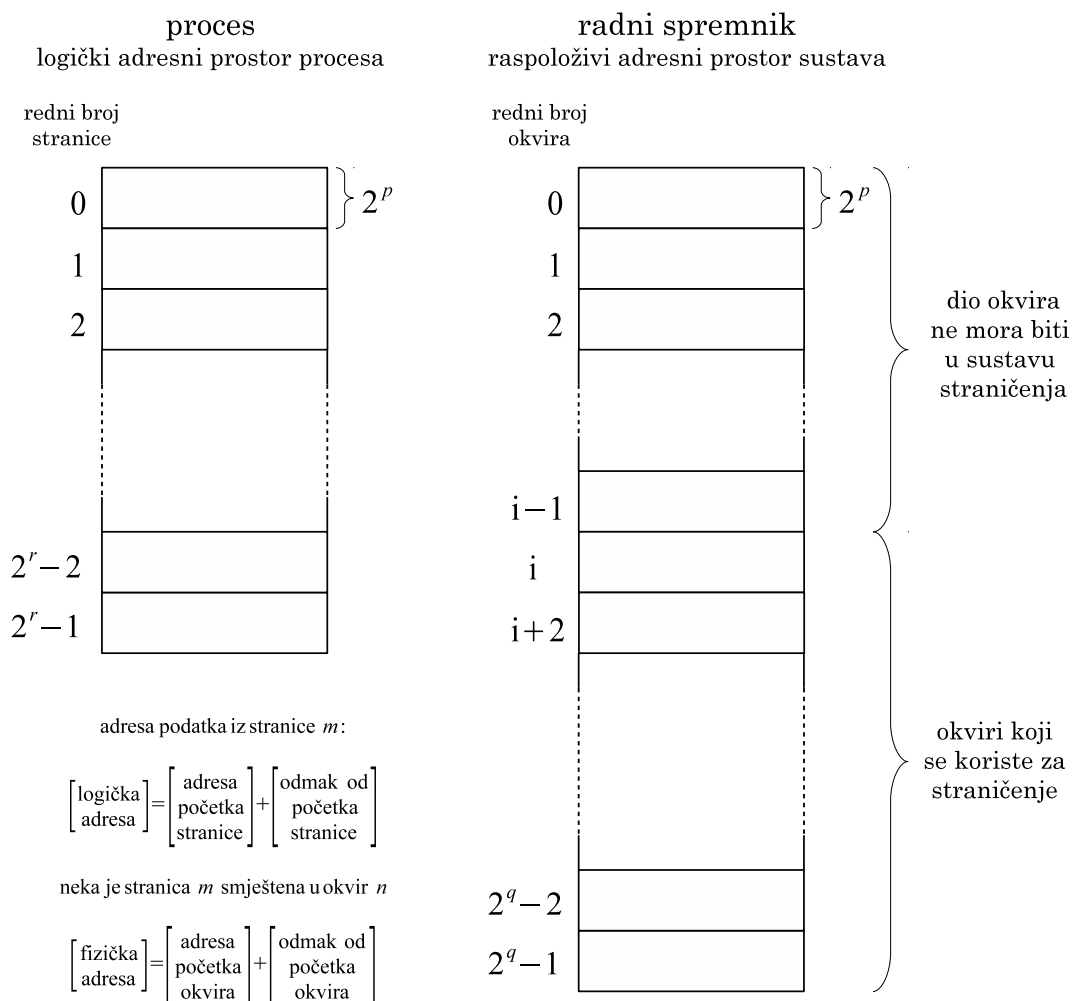
- pod utjecajem procesa zatražiti zamjenu dijelova procesa (jedan dio van iz spremnika na pomoćni spremnik, a drugi u spremnik)
- problem: presloženo, zahtijeva od programera da tako izgradi program i predviđa potrebe kada što izbaciti i ubaciti . . .
- rješenje: neka OS upravlja time koji dijelovi procesa će biti u spremniku u pojedinom trenutku – neka prati koji su potrebni i neka ih učitava po potrebi → *straničenje*

8.4. Straničenje

8.4.1. Stranice, okviri, tablica prevođenja

Osnovne ideje:

- proces se dijeli na *stranice*
- radni spremnik se dijeli na *okvire*
- jedna stranica stane u jedan okvir (istih su veličina, uobičajeno 4 KB)
- pretvorba adresa obavlja se dodatnim *sklopom* uz odgovarajuću *strukturu podataka* – tablicu prevođenja, koju održavaju jezgrine funkcije
- u radnom spremniku nalaze se samo trenutno potrebne stranice procesa
- u pomoćnom spremniku nalaze se sve stranice procesa (u ovom modelu; u stvarnim sustavima se samo stranice procesa koje nisu u radnom spremniku nalaze u pomoćnom spremniku)
- stranice se učitavaju prema potrebi – kad su potrebne za rad procesa



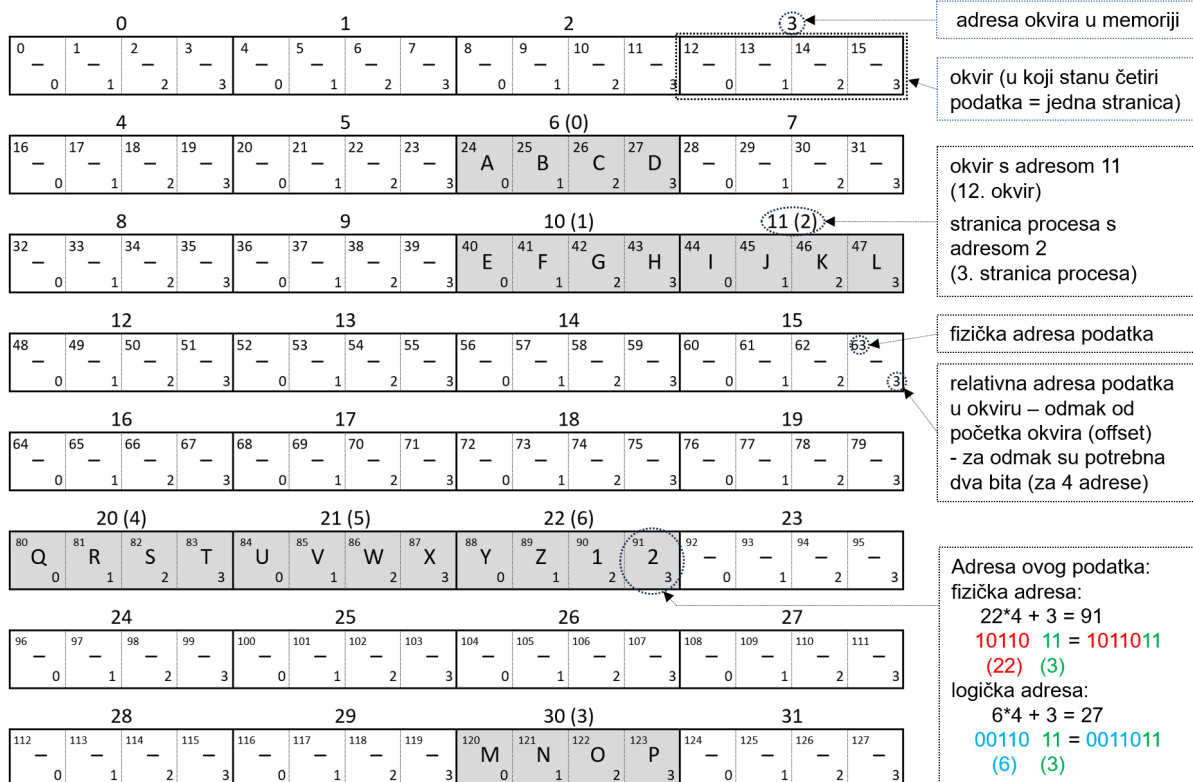
Slika 8.10. Podjela na stranice i okvire

Veličina stranice mora biti potencija broja 2 da bi se adresa (logička i fizička) mogla podijeliti

na dva dijela

- logička adresa:
 - *redni broj stranice* (indeks stranice) – viših r bita adrese
 - *odmak* od početka stranice – nižih p bita adrese
- fizička adresa:
 - *redni broj okvira* (indeks okvira) – viših q bita adrese
 - *odmak* od početka okvira – nižih p bita adrese

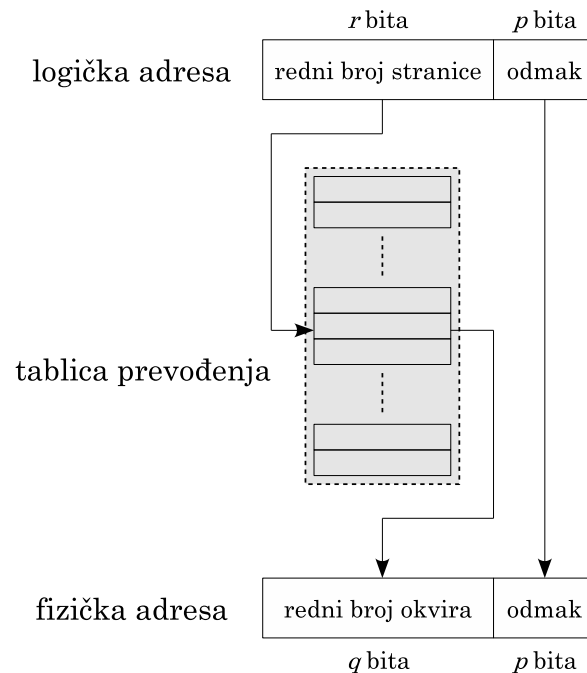
Primjer memorije od 128 podataka (npr. bajtova) podijeljene na okvire te jednog procesa čije su stranice zasivljene i ispunjene sadržajem ABCD...YZ12



Slika 8.11. Ilustrativni primjer s malim spremnikom i malim okvirima

Tablica prevođenja

- za svaku stranicu procesa postoji jedan opisnik – jedan redak u tablici prevođenja
- zapisana je u opisniku procesa, za svaki proces treba zasebna tablica
- izgrađuje ju i održava OS, koristi sklop za pretvorbu adresa



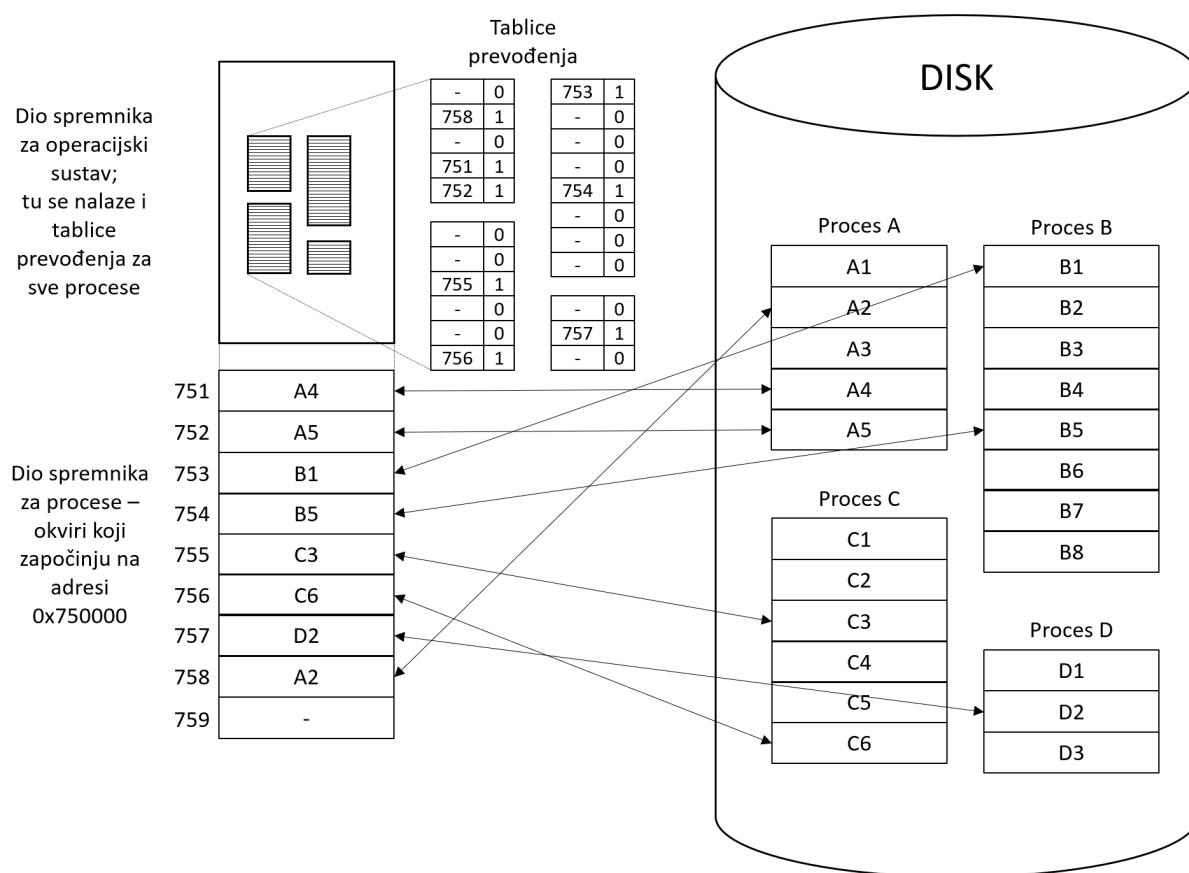
Slika 8.12. Pretvorba adrese kod straničenja

- svaki opisnik stranice se sastoji od dva dijela:
 - adrese okvira u kojem se stranica nalazi (ako se nalazi)
 - zastavice – detalji o stranici
 - * bita prisutnosti: nalazi li se stranica u radnom spremniku (1) ili ne (0)
 - * bitova koji označavaju pristup stranici, promjenu sadržaja, zaštitu od promjene/pristupa i sl. (zastavice su detaljnije opisane kasnije)

Pretvorba logička $\Rightarrow$ fizička:

- *odmak* se prekopira
- viši bitovi logičke adrese – *redni broj stranice* – koristi se kao indeks u tablici prevođenja iz koje se dohvaća opisnik te stranice
- u opisniku stranice piše *redni broj okvira* u kojem se stranica nalazi (kada je bit prisutnosti postavljen, ako nije sklop izaziva prekid zbog promašaja – o tome kasnije)

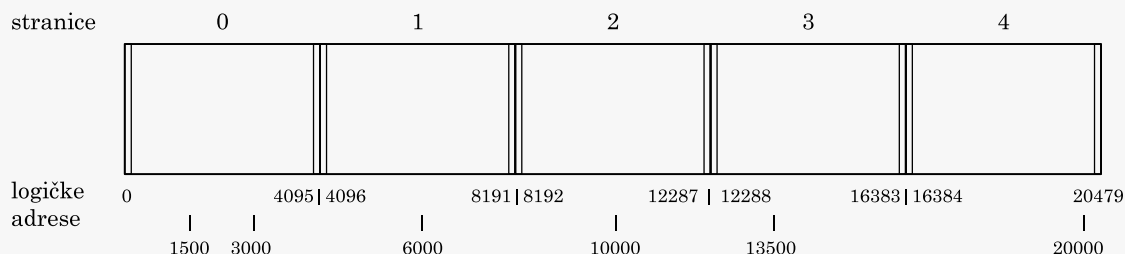
Prevođenje adresa mora biti obavljeno sklopom – inače bi sustav bio prespor



Slika 8.13. Ilustrativni primjer straničenja sa svim elementima i njihovim smještajem

Primjer 8.2. Stranice, okviri, logičke i fizičke adrese

Neki proces se sastoji od pet stranica, svaka veličine 4096B prema slici 8.14. Uz tablicu prevođenja 8.1. pokazati kako će se prevesti izdvojene logičke adrese (1500, 3000, ...).



Slika 8.14. Proces, u logičkom adresnom prostoru

Tablica 8.1. Tablica prevođenja

stranica	indeks okvira	bit prisutnosti
0	0x108B	1
1		0
2	0x3039	1
3		0
4	0x673	1

Pri pretvorbi iz logičke u fizičku, adresa se najprije dijeli na dva dijela, gornji dio koji označava redni broj stranice procesa te donji dio koje označava odmak od početka stranice. Obzirom da je stranica velika 4 KB, za odmak je potrebno 12 najnižih bita adrese, što se u heksadekadskom zapisu zapisuje s tri znamenke. U nastavku će se adrese najprije prikazati u heksadekadskom obliku, a da bi se ovo rastavljanje pojednostavilo.

Npr. logička adresa 10000 = 0x2710 se rastavlja na {0x2, 0x710} te preko tablice prevođenja prevodi u fizičku adresu {0x3039, 0x710}, tj. 0x3039710.

Tablica 8.2. Preslikavanje adresa

logička adresa			fizička adresa		
LA	hex(LA)	{stranica, odmak}	{okvir, odmak}	hex(FA)	FA
1500	0x05DC	{0x0, 0x5DC}	{0x108B, 0x5DC}	0x108B5DC	17348060
3000	0x0BB8	{0x0, 0xBB8}	{0x108B, 0xBB8}	0x108BBB8	17349560
6000	0x1770	{0x1, 0x770}	promašaj (prekid)		
10000	0x2710	{0x2, 0x710}	{0x3039, 0x710}	0x3039710	50566928
13500	0x34BC	{0x3, 0x4BC}	promašaj (prekid)		
20000	0x4E20	{0x4, 0xE20}	{0x673, 0xE20}	0x673E20	6766112

Stranice 1 i 3 nisu radnom spremniku pa se adrese 6000 i 13500 ne mogu pretvoriti u fizičke (sklop će izazvati prekid u pokušaju pretvorbe).

8.4.2. Struktura i organizacija logičkog adresnog prostora procesa

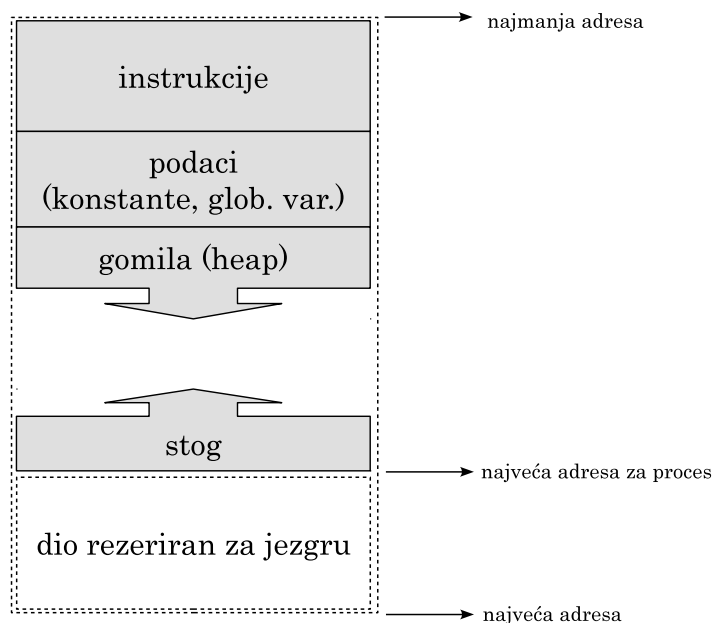
Dijelovi spremnika koje koriste dretve, redom kojim se oni slažu u logičkom adresnom prostoru procesa:

1. segment instrukcija
 - svaka dretva izvodi nekakav niz instrukcija (npr. kod u početnoj funkciji dretve)
 - više dretvi može izvoditi iste instrukcije (više dretvi može imati istu početnu funkciju)
 - svaka dretva zasebno izvodi "svoje" instrukcije (ima svoj "kontekst")
 - u procesu se sve instrukcije grupiraju u segment instrukcija
2. segment statički alociranih podataka
 - dretve koriste podatke s različitih dijelova spremnika: konstante, globalne varijable, lokalne varijable, gomilu
 - razni podaci se nalaze u različitim segmentima procesa
 - segment statički alociranih podataka, koji se u logičkom adresnom prostoru procesa nalazi nakon instrukcija sadrži konstante i globalne varijable
 - a) konstante
 - nizovi znakova (stringovi) i slične konstante
 - npr. u naredbi: `printf("najveci broj je %d\n", najveci);` se niz znakova "najveci broj je %d\n" mora negdje spremiti pri učitavanju programa
 - sve se konstante spremaju u zajednički prostor i dohvaćaju preko adresa
 - b) globalne varijable
 - globalne varijable su varijable definirane izvan funkcija
 - globalne varijable su zajedničke za sve dretve
3. gomila (heap)
 - gomila nastaje radom procesa i može biti proizvoljno velika u pojedinom trenutku
 - obzirom na dinamičko svojstvo promjene veličine, gomila se ne nalazi među globalnim varijablama, nego iza njih, u dijelu procesa koji može rasti
 - gomila je zajednička za sve dretve istog procesa
 - gomila se koristi preko kazaljki (a kazaljke mogu biti definirane lokalnim ili globalnim varijablama)
4. stog
 - stog se koristi pri pozivu funkcija na sljedeći način (najčešće):
 - a) na stog se stavljaju argumenti za funkciju
 - b) na stog se sprema povratna adresa (za povratak iz funkcije)
 - c) na stog se spremaju registri koji će se mijenjati u funkciji (da bi se očuvao njihov sadržaj prije povratka iz te funkcije)
 - d) na stogu se rezervira mjesto za lokalne varijable
 - sve navedeno što se sprema na stog pri pozivu funkcije naziva se "okvir stoga"

- stog "raste" prema manjim adresama
- lokalne varijable
 - lokalne varijable su varijable definirane u početnoj funkciji dretve ili u nekoj od funkcija koje se pozivaju iz nje
 - varijable nestaju izlaskom iz funkcije u kojoj su definirane

Organizacija tablice prevođenja

- kada bi tablica prevođenja bila linearna i za svaki proces opisivala cijeli mogući adresni prostor tog procesa, onda bi bila jako velika (zauzimala bi znatan dio spremnika)
 - npr. za 4 GB adresnog prostora i stranice veličine 4 KB treba 2^{20} redaka!
- takva linearna tablica nije potrebna jer većini procesa ne treba cijeli adresni prostor (npr. pogledati zauzeća spremničkog prostora procesa u task manageru)
- međutim, radi fleksibilnosti koristi se početak i kraj adresnog prostora procesa
 - na početku su instrukcije i podaci
 - iza njih raste gomila (koristi se kod malloc/free, new/delete operacija)
 - na kraju je stog koji raste prema manjim adresama



Slika 8.15. Struktura procesa (logički adresni prostor)

Dio procesa može opisivati (mapirati) dio same jezgre

- na Windowsima i Linuxu dio jezgre je mapiran u zadnjem dijelu adresnog prostora (npr. zadnja 2 GB kod 32-bitovnih Win32 sustava, od 2^{47} na 64-bitovnim)
- taj dio ne može koristiti proces iz svojih dretvi, već je dohvatljiv samo u jezgrinim funkcijama (dretve nemaju privilegije za korištenje tih stranica – to se može postaviti u opisniku tih stranica)
- npr. u taj dio se može smjestiti kod za prihvat prekida

Primjer 8.3. Primjer programa koji ispisuje adrese raznih dijelova procesa

```
#include <stdio.h>
int a = 1;
int main() {
    int b = 2;
    printf("gl. var. => %p\n", &a);
    printf("lok.var. => %p\n", &b);
    printf("f. main => %p\n", main);
    return 0;
}
```

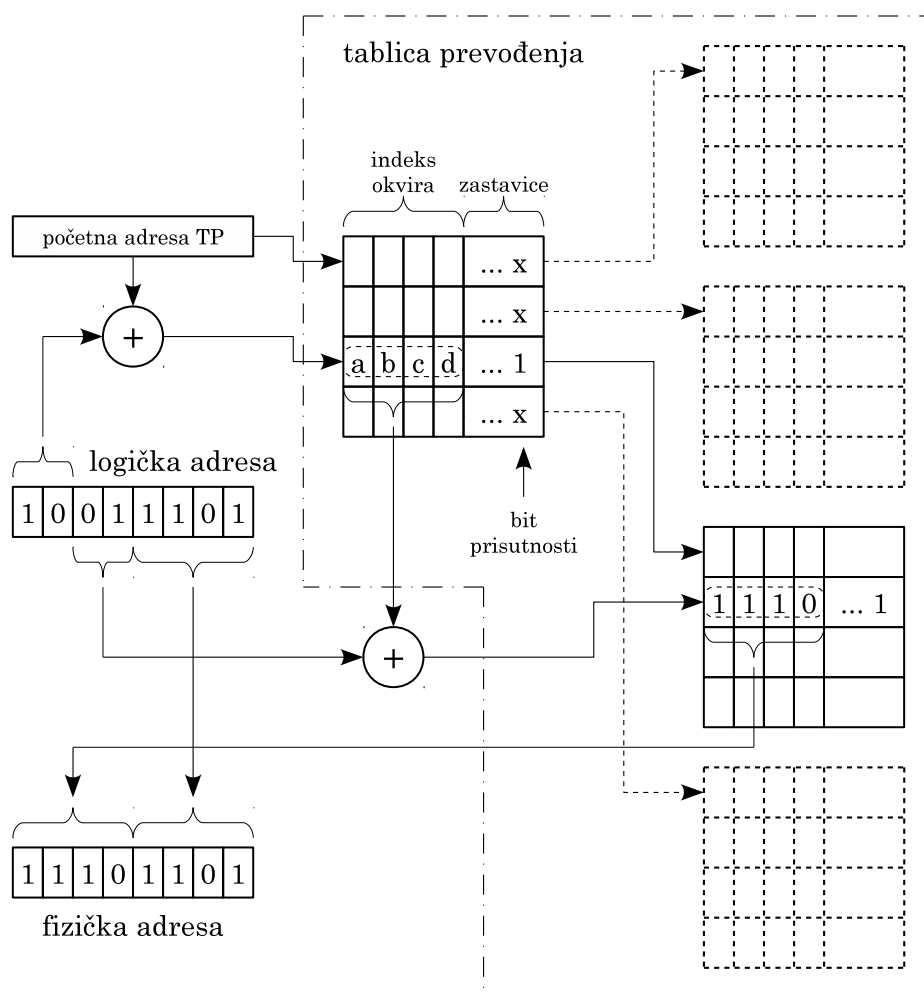
```
# na 32-bitovnom Linuxu
gl. var. => 0x804a014
lok.var. => 0xbfb4f1bc
f. main  => 0x80483e4

# na 64-bitovnom Linuxu
gl. var. => 0x601020
lok.var. => 0x7fff1164fb1c
f. main  => 0x4004f4
```

8.4.3. Hijerarhijska organizacija tablice prevođenja

- tablicu podijeliti na manje tablice koje su hijerarhijski povezane – one u višoj razini sadrže opisnike tablica iz niže razine, a tablice u nižim sadrže opisnike stranica, ili opisnike tablica u još nižim razinama
- tablice u nižim razinama možda i nisu potrebne ako taj dio procesa još ne postoji

Slika 8.16. prikazuje trivijalni sustav s dvorazinski organiziranom tablicom.



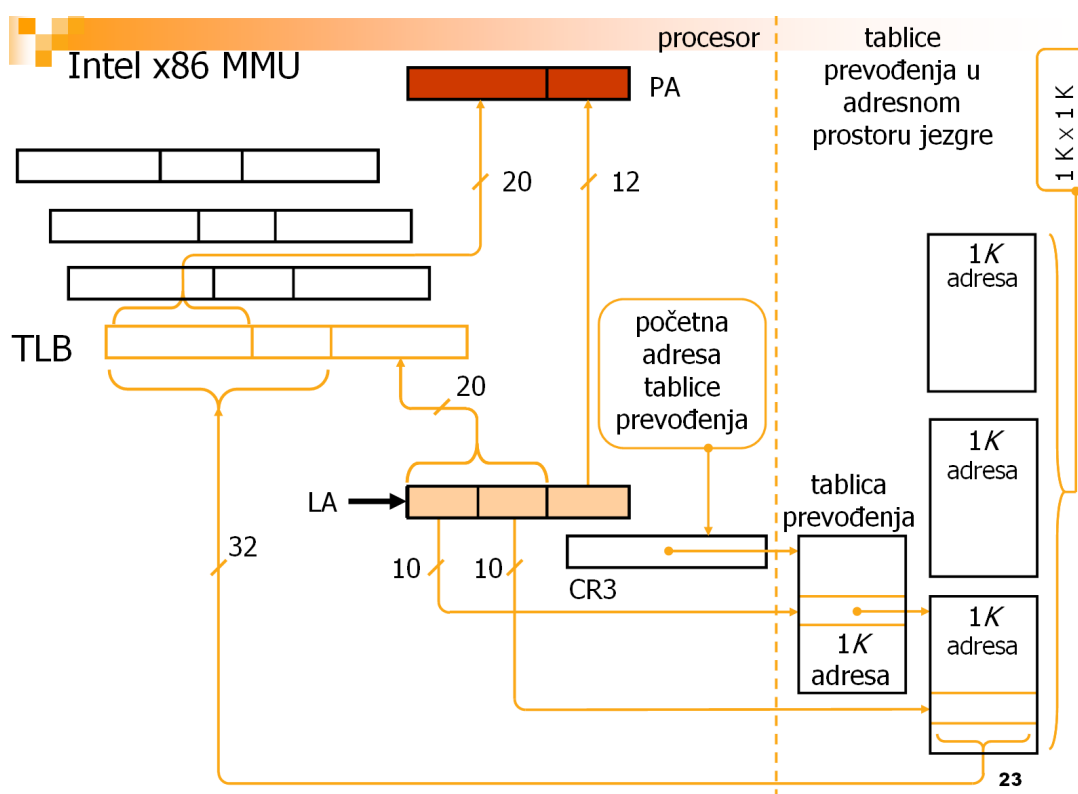
Slika 8.16. Primjer dvorazinske organizacije tablice prevođenja

Primjer prevođenja kod arhitekture x86

U stvarnim sustavima (32-bitovnim arhitekturama) potrebno je tek nekoliko dijelova tablice prevođenja: početni dio u hijerarhiji te nekoliko dijelova u drugoj razini (za opis instrukcija i podataka na početku, te za opis stoga na kraju)

Tablica prevođenja je u radnom spremniku te ju sklop mora čitati pri prevođenju adresa

- adresa tablice prevođenja mora se postaviti u registar CR3
- dohvat opisnika ide u dva koraka – dva dohvata iz spremnika
 - dohvati opisnik OP1: CR3 + viših 10 bitova logičke adrese stranice
 - dohvati opisnik OP2: OP1 + nižih 10 bitova logičke adrese stranice => opisnik tražene stranice iz kojeg izvlačimo adresu okvira u kojem se nalazi ta stranica
- za jedan dohvat podataka za proces bila bi potrebna tri pristupa spremniku!
- da se to izbjegne u velikoj većini slučajeva koristi se priručni spremnik za nedavno dohvaćene opisnike stranica (engl. *translation lookaside buffer* – TLB)
- tek ako opisnik već nije u TLB on se mora dohvatiti iz spremnika (uz dva dodatna dohvata)



Slika 8.17. Primjer dvorazinske organizacije kod x86 arhitekture

Elementi opisnika stranice:

- bitovi 31-12 – indeks okvira u kojem se stranica nalazi
- bitovi 11-0 su zastavice:
 - V – bit prisutnosti (engl. *validity bit*) – je li stranica u radnom spremniku?
 - A – je li se stranici pristupalo (engl. *accessed*)

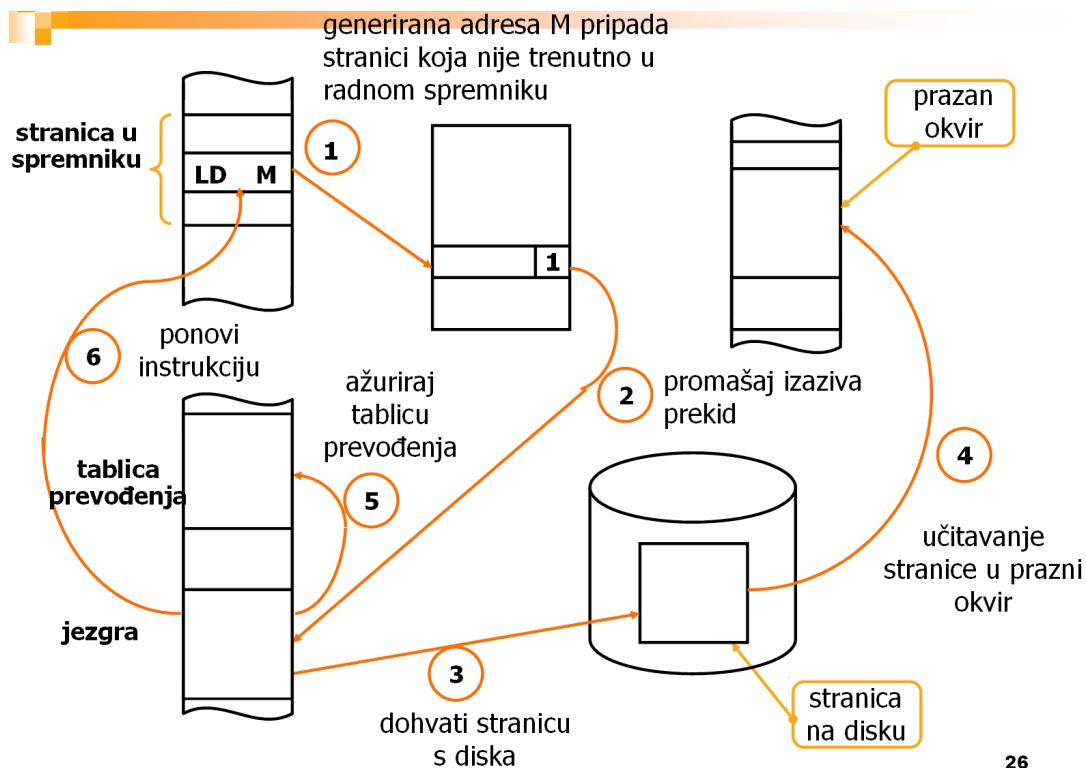
- D – je li stranica mijenjana, “prljava” (engl. *dirty*) ili je identična kopiji na disku
- W – zaštita od promjene (engl. *write protect*)
- O – stranica je za OS ne za proces (proces joj ne može pristupiti)
- Wt – “write through” (svaka promjena stranice pokreće njenu pohranu i na pomoćni spremnik tako da i u slučaju nestanka napajanja sustav ostaje zapamćen na pomoćnom spremniku)
- Gl – globalna stranica (npr. za ostvarenje dijeljenog spremnika među procesima)

Neke arhitekture koriste dvorazinsku organizaciju tablice prevođenja (npr. i386), a neke i više-razinsku.

Primjerice, kod 64-bitovne arhitekture (x86_64, amd64):

- tablica prevođenja ima čak četiri razine hijerarhije
 - najnižih 12 bita adrese se prepisuje u fizičku adresu
 - idućih 4x9 bitova služi za adresiranje u tablicama različitih razina
 - najviši bitovi adrese (49-64) se ne koriste
 - * i bez njih je adresni prostor za radni spremnik golem $2^{48} = 256$ TB
 - * korištenje dužih adresa tražilo bi još složenije sklopovlje

8.4.4. Straničenje na zahtjev



26

Slika 8.18. Operacije po promišaju

Što kada proces generira adresu za stranicu koja nije u radnom spremniku?

- kažemo da se dogodio *promišaj* – sklop za upravljanje spremnikom izaziva *prekid*

- u obradi prekida OS dohvaća stranicu s pomoćnog spremnika i stavlja ju u radni

Straničenje na zahtjev (engl. *demand paging*) je način upravljanja spremnikom kod kojeg se početno samo mali dio procesa učita u radni spremnik, a ostale stranice se učitavaju tek na zahtjev – pri promašajima.

Po dohvat stranicu, instrukcija koja je izazvala promašaj mora se *ponoviti*

- procesor mora imati pomoćne registre koji pohranjuju međurezultate, a koji se mogu odbaciti ako se dogodi promašaj
- npr. neka postoji instrukcija `DIV a, b, d, r` koja cjelobrojno dijeli a i b , kvocijent sprema u d , a ostatak u r ; ako bi se promašaj dogodio pri spremanju ostatka r (u spremnik), niti d se ne smije pohraniti, već odbaciti – obzirom da će se nakon dohvata te stranice instrukcija ponoviti, sustav treba dovesti u stanje u kojem je bilo i prije prvog pokretanja instrukcije (npr. d je isto što i a i/ili b)

8.4.5. Usporeenje rada procesa zbog straničenja

- pretpostavimo da se za pomoćni spremnik koristi tvrdi disk i da nam treba oko 10 ms za dohvat stranice s diska.
- promašaj će usporiti rad procesa, tj. odgoditi njegovo izvođenje za to vrijeme dok se stranica ne dohvati

Primjer 8.4. Usporeenje procesa

Pretpostavimo da sabirnički ciklus traje $T_B = 10$ ns, te da dohvat stranice s diska traje $T_D = 10$ ms. Ako na svakih N instrukcija (sabirničkih ciklusa) imamo jedan promašaj, koliko će se proces usporiti (u postocima)?

Prosječno trajanje sabirničkog ciklusa može izraziti sa: $\bar{T}_B = \frac{(N-1) \cdot T_B + T_D}{N}$

Tablica 8.3. Usporeenje rada procesa zbog straničenja

N	10^3	10^4	10^5	10^6	10^7
$\bar{T}_B$	10,01 μs	1,01 μs	110 ns	20 ns	11 ns
$\bar{T}_B/T_B$	1001	101	11	2	1,1

U stvarnosti je usporeenje još i manje jer se pri promašaju uglavnom ne dohvaća samo jedna stranica već više njih.

Uz modernije računalo, uz $T_B = 1$ ns i $T_D = 10$ μs rezultat $\bar{T}_B/T_B = 1,1$ (“prihvatljivo usporeenje” od 10%) postiže se za $N = 10^6$.

8.4.6. Strategije zamjene stranica

Što ako u obradi promašaja nema praznih okvira kamo bi učitali stranicu?

- treba odabrati jedan okvir i isprazniti ga – KAKO?

- koji se okvir “isplati” isprazniti?
- iskoristiti svojstvo “prostorno-vremenske lokalnosti” procesa
 - sukcesivni zahtjevi procesa prema spremniku su većinom za lokacije bliske prethodnim zahtjevima
 - * instrukcije koje se izvode su blizu jedna drugoj, jedna iza druge
 - * podaci nad kojima instrukcije nešto rade su većinom također blizu jedni drugima
 - * stog je kompaktan
- načini korištenja tog svojstva:
 - korištenje zastavica A i D iz opisnika stranice
 - * zastavica A – “nedavno” korištene stranice (njih pokušaj ostaviti)
 - * zastavica D – “čiste” i “nečiste” stranice, trošak njihove zamjene nije isti
 - teorijske strategije: FIFO, LRU, LFU, OPT
 - satni algoritam (praktični algoritam koji se upotrebljava u OS-evima)

Teorijske strategije zamjene stranica

FIFO – First-In-First-Out

- izbaciti najstariju stranicu – onu koja je najduže u radnom spremniku

LRU – Least-Recently-Used

- izbaciti stranicu koja se najdulje nije koristila
- jedina koja je donekle ostvariva i nudi najveću učinkovitost (ne računajući OPT)

LFU – Least-Frequently-Used

- izbaciti stranicu koja se najmanje puta koristila

OPT – optimalna strategija

- izbaciti stranicu koja se najduže neće koristiti (u budućnosti)
- nije ostvariva, ali može služiti za usporedbu

Navedene strategije su presložene za praktično ostvarenje.

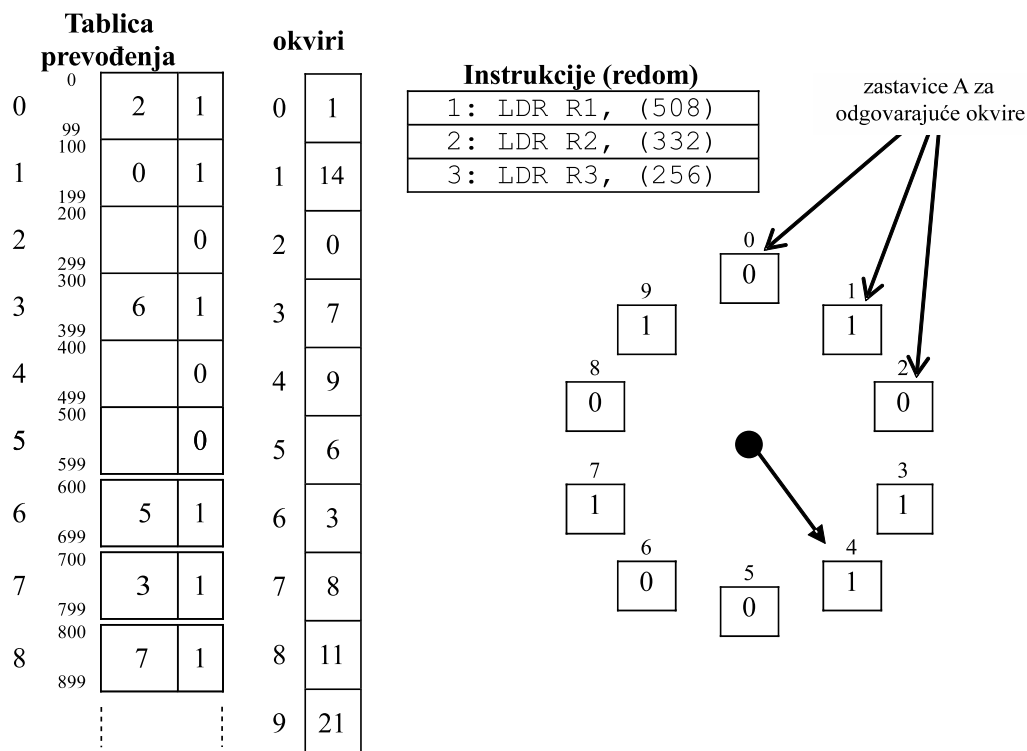
Satni algoritam (engl. *clock algorithm*, *second chance algorithm*)

- inačica algoritma LRU
- nije samo teoretska – koristi se (UNIX, Windows) (uz neke prilagodbe)
- ideja algoritma:
 - koristi se zastavica A iz opisnika stranica kao oznaka da se stranica koristi
 - pri svakom korištenju – pri dohvat ili pohrani u tu stranicu, sklop za prevođenje adresa automatski postavlja tu zastavicu u 1 (u opisniku te stranice)
 - jednom kazaljkom kružno obilazimo opisnike stranica procesa koji su u okvirima, brišemo jedinice ili izbacujemo stranice
- kratki opis rada algoritma (poziva se samo kad treba prazan okvir a svi su puni):

1. ako je $A=0$ u opisniku stranice na koju pokazuje kazaljka
 - stranica se nije koristila od kada je kazaljka zadnji puta ovuda prošla
 - izbaciti tu stranicu iz njenog okvira i u njega učitati potrebnu stranicu
 - (kazaljka se ne pomiče – do idućeg poziva algoritma, vidi 2.)
2. ako je $A=1$ u opisniku stranice na koju pokazuje kazaljka
 - stranica se koristila bar jednom od kada je kazaljka zadnji puta ovuda prošla
 - postavi $A=0$ u tom opisniku
 - pomakni kazaljku na idući opisnik (kružno)
 - ponovi postupak (od koraka 1.)

Zadatak 8.2. Satni algoritam

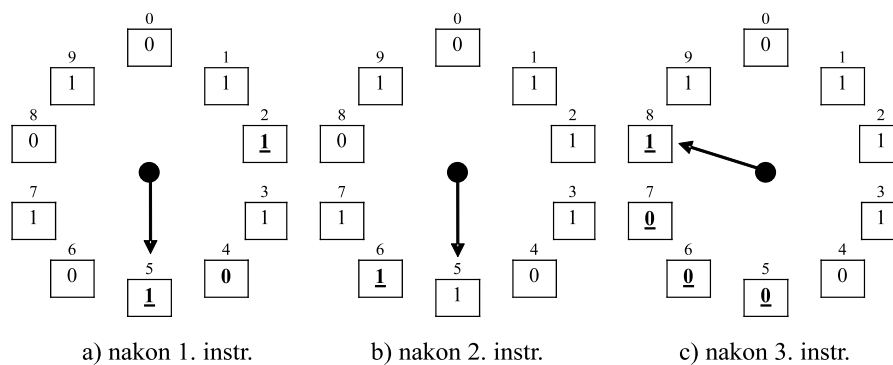
Za neki sustav koji koristi straničenje i metodu satnog algoritma, zadana je tablica prevođenja za jedan proces, stanje okvira sustava (tj. samo onih dodijeljenih procesu), stanje kazaljke i zastavica A. Ako zadani proces treba izvesti zadane tri instrukcije (koje se nalaze u stranici 0), kako će se sustav mijenjati?



Rješenje:

Objašnjenje: Dohvat prve instrukcije izazvat će pogodak (0. stranica je u 2. okviru). Izvođenjem prve instrukcije dogodit će se prekid zbog promašaja podataka (traži se stranica 5 procesa). Zastavica četvrtog okvira A(4) postaviti će se u 0 te će se kazaljka pomaknuti. Zastavica A(5) je 0 te će se taj okvir osloboditi i u njega staviti 5. stranica procesa. Tada se može obaviti prva instrukcija. Njenim izvođenjem (čitanjem iz 5. okvira) postavlja se zastavica A(5) u 1 (sl. a)).

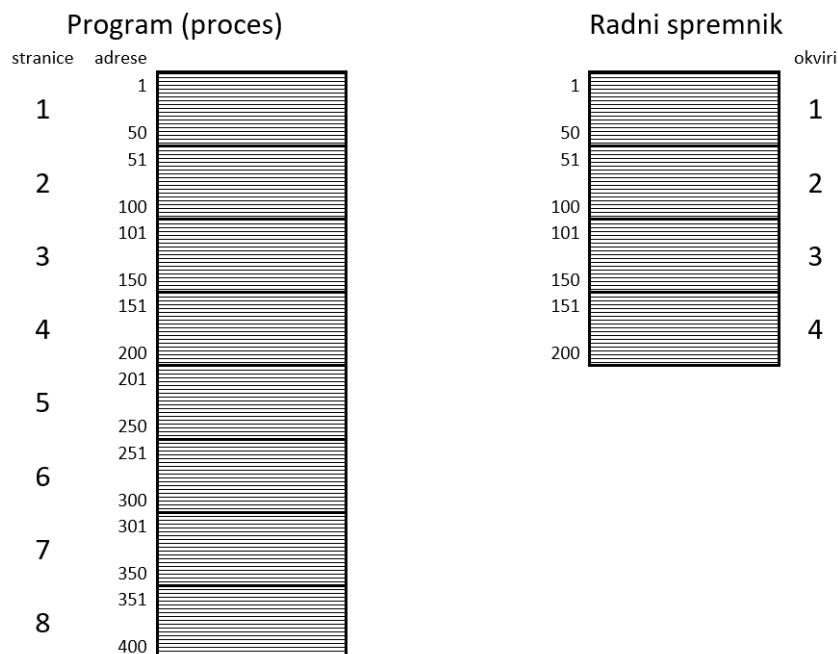
Druga instrukcija traži 3. stranicu koja se nalazi u okviru 6. Njenim izvođenjem (čitanjem podatka iz 6. okvira) postaviti će se zastavica A(6) u 1 (sl. b)) (kazaljka se ne miče).



Treća instrukcija traži podatak iz 2. stranice koja nije u radnom spremniku, pa će se kazaljka pomaknuti, najprije na 6. mjesto, pa na 7. (pritom postavlja A(5), A(6) i A(7) u nulu) i tek na 8. pronalazi A(8)=0, izbacuje stranicu koja se tu nalazi i učitava stranicu 2 procesa. Nakon toga može se izvesti instrukcija 3. Izvođenjem 3. instrukcije postavlja se zastavica A(8) u 1 (sl. c)).

Zadatak 8.3. Teorijske strategije

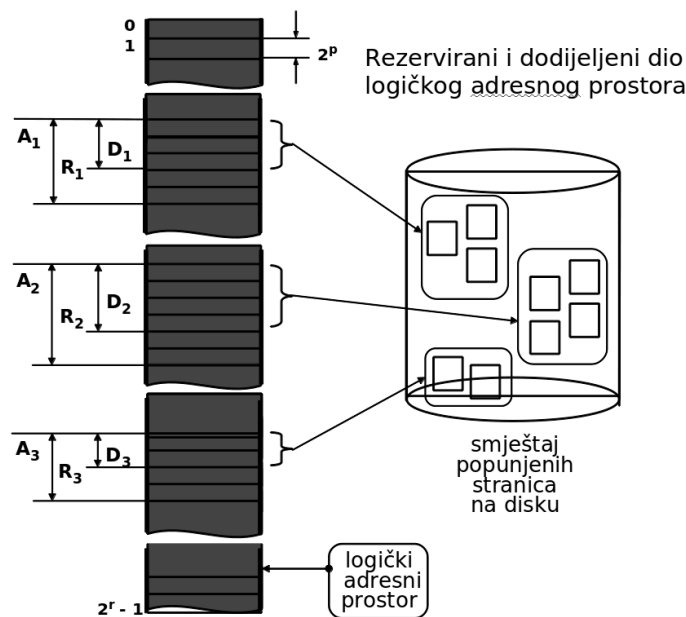
U sustavu sa straničenjem proces veličine 400 riječi (1-400) generira slijed adresa: 23, 47, 333, 81, 105, 1, 400, 157, 30, 209, 289, 149, 360. Proces ima na raspolaganju 200 riječi radnog spremnika. Napisati niz referenciranja stranica veličine 50 riječi. Koliki je postotak promašaja za sve četiri navedene strategije izbacivanja stranica? Prikazati trenutni izgled tablice prevođenja na kraju primjene LFU strategije.



8.4.7. Rezervirani i dodijeljeni dijelovi procesa

Opisnik spremničkog prostora procesa – *informacijski blok* sastoji se:

- tablice prevođenja
- opisa gdje je proces smješten na pomoćnom spremniku
- dodatnog opisa (slika 8.19.):
 - koji su dijelovi procesa dodijeljeni – D (i opisani tablicom prevođenja)
 - koji su dijelovi procesa rezervirani – A (a još nisu posve opisani i tablicom prevođenja)



Slika 8.19. Rezervirani i dodijeljeni dijelovi adresnog prostora procesa

Navedeni opisi rezerviranog i dodijeljenog prostora omogućavaju:

- stvaranje potrebnih stranica kada one postanu neophodne (uz popunjavanje tablice prevođenja)
- detekciju greške (engl. *segmentation fault*) te prekid izvođenja procesa
 - primjerice, ako je tražena adresa (u nekoj instrukciji) izazvala prekid zbog toga što stranica nije u radnom spremniku ili nije čak ni opisana u tablici prevođenja, pregledom navedene strukture podataka može se ustanoviti je li tražena adresa unutar rezerviranog prostora procesa ili nije
 - * ako jest, onda se stvara takva stranica i opisuje u tablici prevođenja
 - * ako nije, prekida se proces jer je izazvao kritičnu grešku (kako se oporaviti od nje?)

8.4.8. Upravljanje okvirima

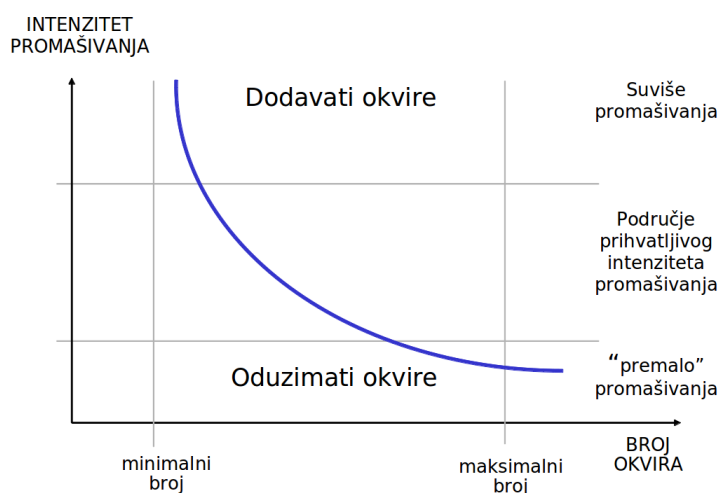
OS mora voditi evidenciju o svim okvirima

Stanja u kojima se okviri mogu naći:

- aktivno – sadrži stranicu koja se koristi
- slobodno – trenutno se ne koristi, ali ima neki sadržaj – potrebno ga je obrisati prije dodjele (osim ako se ne prepisuje drugom stranicom)
- slobodno s obrisanim sadržajem – spreman za dodjelu
- neispravno – greška u tom djelu spremnika te se oni ne koriste

Dodjela okvira

- dio okvira koristi OS za svoje potrebe (strukture podataka i međuspremnike)
- koliko okvira dati procesima? opcije:
 - koliko traže (možda, ako ima toliko slobodnih okvira)
 - fiksni broj (npr. svima isto)
 - prema postotku promašaja: (slika 8.20.)



Slika 8.20. Dodjela okvira prema intenzitetu promašaja

Skup radnih stranica

Radi povećanja učinkovitosti straničenja razni sustavi koriste dodatne postupke.

Primjerice, na Windows temeljenim sustavima koristi se postupak temeljen na skupu radnih stranica (engl. *working set*).

Osnovna ideja postupka jest da se procesu definira potrebna veličina skupa radnih stranica (minimalno potreban broj stranica u okvirima) s kojom će on imati dovoljno dobru učinkovitost, tj. zadovoljavajući broj promašaja. Ako mu se takav skup stranica (okvira za te stranice) ne može osigurati onda njega u tom trenutku treba cijelog maknuti na pomoćni spremnik a da bi ostali procesi mogli koristiti svoje skupove radnih stranica (u radnom spremniku). U protivnom, zbog malog broja stranica tog procesa u radnom spremniku imali bi preveliki broj promašaja (slično može vrijediti i za druge procese), a time bi i sustav bio manje učinkovit. Proces koji je u jednom trenutku maknut na pomoćni spremnik, kasnije će se učitati u radni sa cijelim skupom

radnih stranica, a neki drugi će se pohraniti na pomoćni spremnik da napravi mjesta.

Ako se ne koristi nekakav algoritam upravljanja sličan opisanom, sustav može cijelo vrijeme intenzivno raditi s diskom zbog učestalih promašaja (engl. *thrashing*) i značajno smanjiti učinkovitost sustava – puno procesa često izaziva promašaje te pomoćni spremnik postaje usko grlo.

Sučelje OS-a za upravljanje straničenjem

OS ima i sučelje za procese koji preko njega mogu utjecati na straničenje

- proces može zatražiti da neke stranice (dijelovi procesa) ostanu u radnom spremniku
- uglavnom su to samo preporuke koje OS ne mora poštovati
- primjeri (POSIX, Win):

```
int mlock(const void * addr, size_t len);
int mlockall(int flags);
bool VirtualLock(void *address, void *size);
bool SetProcessWorkingSetSize(void *proc, size_t min, size_t max);
```

8.4.9. Prostorno-vremenska lokalnost

- koristiti podatke slijedno, ne “šarati” po spremniku
- smanjuje se broj promašaja
- povećava iskoristivost priručnih spremnika
- dobitak na učinkovitosti može biti vrlo velik (za nekoliko reda veličine!)

Primjer 8.5. Inicijalizacija velike matrice

Inicijalizacija matrice $A[N][N]$ po recima ili stupcima? Neka jedan redak matrice stane u jednu stranicu i neka na raspolaganju stoji samo jedan okvir za podatke matrice.

```
za i = 1 do N radi
{
    za j = 1 do N radi
    {
        A[i][j] = 0; ili A[j][i] = 0;    !!!
    }
}
```

Inicijalizacija po recima = N promašaja – nakon promašaja zbog dohvata prvog elementa $A[i][0] = 0$ svi ostali upisi su pogodci ($A[i][j > 0] = 0$). Ovo je ujedno i minimalan broj promašaja – veći broj okvira ne bi pomogao, matricu u konačnici treba dohvatiti (postaviti svugdje nule), a ona je velika N stranica.

Inicijalizacija po stupcima = N^2 promašaja – svaki susjedni zahtjev je za različiti redak što je ujedno i različita stranica, svaki stupac generira N promašaja. Broj promašaja se ovdje ne bi smanjio ni kada bismo imali više okvira za matricu (osim kada je broj okvira blizu N ili veći). Naime, nakon što sve okvire iskoristimo za nekoliko redaka, morali bi jedan okvir

isprazniti za idući redak. Ali taj redak nam treba kasnije i trebat će ga ponovno dohvaćati – svaki se redak dohvaća N puta!

Zadatak 8.4.

U sustavu s virtualnim spremnikom, veličina okvira je N riječi, a okviri se pune na zahtjev. Algoritam zamjene stranica je LRU. Poređak $A[N, N]$ je pohranjen po retcima (na susjednim lokacijama se mijenja desni indeks). Koliko promašaja će izazvati prikazani proces ako za poređak A u radnom spremniku postoji a) samo jedan okvir; b) dva okvira; c) tri okvira; d) N okvira.

```
t = 0;
za i=1 do N-1 {
    za j=i+1 do N {
        t = t + A[i, j];
        t = t * A[j, i];
    }
}
```

Napomena: Zanimariti promašaje zbog dohvata instrukcija samog procesa i pristupa pomoćnim varijablama. (Na primjer, neka je cijeli program u priručnom spremniku za instrukcije, a pomoćne varijable i, j, t u registrima.)

Zadatak 8.5. Upravljanje spremnikom

U nekom sustavu trebaju se obaviti četiri procesa: P_1, P_2, P_3 i P_4 koji su već pripremljeni na pomoćnom spremniku i zauzimaju redom 5 MB, 8 MB, 3 MB, 10 MB. Događaji pokretanja i završetka procesa znani su unaprijed i mogu se iskazati sljedećim nizom događaja: P_1 pokrenut; P_2 pokrenut; P_1 završava; P_3 pokrenut; P_4 pokrenut; P_3 završava; P_2 završava; P_4 završava. Sustav na raspolaganju ima 20 MB spremnika rezervirana za korisničke procese. Prikazati stanje radnog spremnika ako se koriste metode upravljanja spremnikom:

- a) statičko upravljanje s veličinom segmenta od 10 MB
- b) dinamičko upravljanje
- c) straničenje, uz veličinu stranice od 1 MB.

Zadatak 8.6. Upravljanje spremnikom

U nekom jednoprocesorskom sustavu se javljaju četiri zadatka P_1 u 10., P_2 u 20., P_3 u 30., i P_4 u 40. jedinici vremena. Zadaci se raspoređuju prema prioritetu. Prioritet zadatka jednak je broju (P_4 ima najveći prioritet). P_1 treba 10 MB, P_2 20, P_3 30 te P_4 40 MB. Pohrana jednog procesa (neovisno o veličini) neka traje 5 jedinica vremena. Isto toliko traje i učitavanje jednog procesa. Pretpostaviti da sustav ne paralelizira učitavanje/spremanje procesa (najviše jedan proces se učitava s pomoćnog spremnika ili sprema na njega). Proces se već pripremljeni na pomoćnom spremniku.

- a) Pokazati rad sustava, ako se koristi statičko upravljanje spremnikom s dvije particije od 20 i 40 MB (P_1 i P_2 za manju particiju, P_3 i P_4 za veću).
- b) Pokazati rad sustava, ako se koristi dinamičko upravljanje spremnikom sa spremnikom od 60 MB.

Zadatak 8.7. Dinamičko upravljanje spremnikom

U sustavu koji koristi dinamičko upravljanje spremnikom ukupna kapaciteta 20 MB pojavljuju se sljedeći zahtjevi/događaji: pokretanje procesa P1 (koji treba 5 MB), pokretanje procesa P2 (12 MB), blokiranje procesa P1 (npr. na UI napravi), pokretanje procesa P3 (7 MB), pokretanje procesa P4 (4 MB), završetak P2, odblokiranje P1, završetak P3, završetak P1, završetak P4. Pretpostaviti da su procesi već pripremljeni na pomoćnom spremniku i da zahtjevi koji se ne mogu ostvariti u trenutku pojave čekaju i ostvaruju se kada to bude moguće (ne odbacuju se). Pokazati stanje spremnika (grafički) nakon SVAKOG događaja i SVAKE promjene u spremniku.

Zadatak 8.8. Straničenje (algoritam 1)

Zadani algoritam (množenja) koristi kvadratne matrice dimenzija $N \times N$ i izvodi se u sustavu koji koristi straničenje s veličinom stranice od N riječi (redak matrice stane u stranicu, svaka matrica treba N stranica). Pretpostaviti da se koristi optimalna strategija zamjene stranica, te da za podatke procesa (elemente svih matrica) na raspolaganju stoje tri okvira. (Dohvat instrukcija i lokalnih varijabli (i,j,k) neće izazivati promašaje.) Koliko će promašaja izazvati prikazani dio procesa, ako:

- $N=2$
- $N=3$
- općenito (za N)

```
za i = 1 od N
  za k = 1 od N
    za j = 1 od N
      C[i, j] += A[i, k] * B[k, j];
```

Zadatak 8.9. Straničenje (algoritam 2)

Koliko će promašaja izazvati prikazani algoritam, ako za matricu A u radnom spremniku postoji a) samo jedan okvir, b) 2 okvira? Veličina okvira jest $2N$ riječi, a algoritam zamjene stranica je OPT.

```
za i = 1 do N
  za j = 1 do N
    A[i+1, j] = A[i, j] + A[i+1, j]
```

Zadatak 8.10. Straničenje (algoritam 3)

Koliko će promašaja izazvati prikazani algoritam, ako za matricu A u radnom spremniku postoje 4 okvira? Veličina okvira jest N riječi, a algoritam zamjene stranica je OPT.

```
za i = 1 do  $2N-1$ 
  za j = 1 do  $2N-1$ 
    x = A[i, j]
    A[i,  $2N$ ] = A[i,  $2N$ ] + x
    A[ $2N$ , j] = A[ $2N$ , j] + x
```

8.4.10. Zaključne napomene o straničenju

Prednosti:

- nema fragmentacije
- zaštita jezgre i procesa
- pokretanje i velikih procesa – učitavaju se samo trenutno potrebne stranice
- podržano sklopovljem i operacijskim sustavom
- transparentno za program (ali dobar program može biti učinkovitiji)
- ostvarenje dijeljenog spremnika između procesa – tablice prevođenja oba procesa pokazuju na iste stranice
- dupliciranje procesa (fork) – nije potrebno fizički kopirati dijelove koji se samo čitaju

Nedostaci:

- potreban je složeni sklop
- moguće usporenje zbog promašaja
 - promašaj može odgoditi izvođenje procesa što u nekim okruženjima može izazvati nedopušteno kašnjenje (npr. u slanju upravljačkih naredbi)

Što arhitekt/programer treba/može napraviti?

- teoretski ništa – upravljanje je transparentno – potpuno riješeno sklopovljem i OS-om
- međutim, korištenjem načela “prostorno-vremenske lokalnosti” smanjuje se broj promašaja i povećava učinkovitost
 - vrijedi općenito, ne samo radi straničenja
 - putevi podataka u računalu
 - * [disk] ⇔ [radni spremnik] ⇔ [procesor]
 - * [disk]: medij (magnetske ploče i sl.) ⇔ međuspremnik diska
 - * [procesor]: priručni spremnik procesora (L3 ⇔ L2 ⇔ L1) ⇔ registri procesora
- korištenje u sustavima za rad u stvarnom vremenu (RT)
 - zaključati stranice kritičnih procesa u radni spremnik (preko sučelja OS-a)
 - * `mlock/mlockall, VirtualLock, SetProcessWorkingSetSize`

O korištenju pomoćnog spremnika

- u prikazanome modelu OS pri pokretanju programa priprema proces najprije na pomoćnom spremniku, a onda ga učitava u radni
- u stvarnim sustavima se pomoćni spremnik koristi tek po potrebi
 - na pomoćnom spremniku se ne mora nalaziti proces
 - na pomoćnom spremniku može biti i samo dio procesa (po potrebi)

Dijeljene biblioteke

- za obavljanje zadanog posla mnogi programi koriste već pripremljene dijelove koda za pojedine operacije = operacije iz pojedinih *biblioteka*

- biblioteke se ne moraju ugrađivati u datoteku s programom ako su one prisutne (instalirane) na operacijskom sustavu (engl. *shared libraries*)
- dijelovi biblioteka se mogu dinamički učitavati pri pokretanju programa
- dijelovi biblioteka koji sadrže samo kod (instrukcije) mogu se učitati u stranice koje se dijele među procesima koji ih koriste – nije potrebno da se za svaki proces ponovno učitaju ti dijelovi
- primjeri:
 - .dll datoteke na Windows sustavima (engl. *dynamic-link library*)
 - .so datoteke na UNIX sustavima (engl. *dynamically linked shared object libraries*)

Pitanja za vježbu 8

1. Kada, iz kojih razloga, procesor pristupa spremniku?
2. Koliko adresnog prostora može adresirati sustav koji koristi 36-bitovnu adresnu sabirnicu?
3. Od čega se sastoji *virtualni spremnički prostor* koji koristi operacijski sustav?
4. Navesti dobra i loša svojstva algoritama:
 - statičkog upravljanja spremnikom
 - dinamičkog upravljanja spremnikom
 - upravljanje spremnikom straničenjem.
5. Što su to fizičke a što logičke adrese?
6. Kod kojih algoritama upravljanja spremnikom je proces u fizičkim a kod kojih u logičkim adresama?
7. Objasniti pojmove: unutarnja i vanjska fragmentacija.
8. Koji se postupci koriste kod dinamičkog upravljanja spremnikom radi smanjenja fragmentacije?
9. Izvesti i objasniti Knuthovo 50% pravilo.
10. Nacrtati sklop koji se koristi za pretvorbu adresa kod dinamičkog upravljanja spremnikom. Koja su proširenja tog sklopa potrebna da bi se dodala i zaštita?
11. Objasniti pojmove: stranica, okvir, tablica prevođenja u kontekstu straničenja.
12. Čemu služi i od čega se sastoji tablica prevođenja?
13. Zašto se koristi hijerarhijska organizacija tablice prevođenja?
14. Čemu služe zastavice V (bit prisutnosti), A (oznaka korištenja) te D (oznaka izmjene) u opismiku stranice?
15. Što je to “promašaj” u kontekstu straničenja?
16. Opisati upravljanje spremnikom metodom “straničenje na zahtjev”.

17. Opisati strategije zamjene stranica: FIFO, LRU, LFU, OPT i satni algoritam.
 18. Opisati mogućnosti upravljanja okvirima (načini dodjele).
 19. Što je to “prostorno vremenska lokalnost” i kako ona utječe na učinkovitost sustava?
 20. Kakva sučelja operacijski sustavi nude programima radi upravljanja straničenjem?
-

9. DATOTEČNI SUSTAV

Datotečni sustavi (engl. *File Systems – FS*) su uglavnom ostvareni na diskovima, pa se prije razmatranja samih datotečnih sustava razmatraju diskovi.

Iako se koristi pojam *diskovi* u ovu kategoriju su uključeni i spremnici podataka koji nisu diskovi u stvarnosti, npr. SSD disk nije disk iako se tako zove. Osim na diskovima, datotečni sustavi su i na CD-u/DVD/*, USB ključiću, memorijskim karticama.

9.1. Diskovi

Uloga diska u računalnom sustavu:

- kao skladište za trajno spremanje podataka (i kada se računalo ugasi)
- kao pomoćni spremnik pri upravljanju spremnikom

9.1.1. Svojstva diskova

- tvrdi disk – HDD (engl. *hard disk drive, hard disk, hard drive*)
- SSD disk – SSD (engl. *solid-state drive*)
- HDD i SSD su interno potpuno različiti dok prema van (OS-u) daju isto (slično) sučelje
- iako se (trenutno) sve rjeđe koristi, u idućem poglavlju je detaljnije razmatran HDD obzirom na njegovu složenu građu – kombinacija električnih, magnetskih i mehaničkih dijelova
- u ovom su poglavlju samo ukratko navedena svojstva oba tipa diskova

Svojstva tvrdog diska – HDD

- diskovi su elektro-mehaničke naprave
- podaci su pohranjeni na magnetiziranim pločama (koje se vrte sa 5000-15000 okr/min)
- ručica s glavama se pomiče po dijagonali i čita/piše s pojedine ploče (površine)
- organizacija podataka:
 1. staza – podaci (bitovi) na jednoj površini jednako udaljeni od osi rotacije – mogu se pročitati/zapisati bez pomaka glave (samo s rotacijom ploče)
 2. sektor – staza se dijeli na manje jedinice – sektore, tipično velike 512 B (ili 4 KB za diskove za video nadzor i slično)
 3. cilindar – staze na različitim pločama jednako udaljene od osi rotacije – mogu se dohvatiti bez pomicanja glave, samo aktivacijom druge glave za drugu površinu
 - jedinica podataka je sektor
 - “adresa sektora”: {broj površine (glave), broj staze na površini, broj sektora na stazi}
 - izvorno CHS *Cylinder-Head-Sector* (C=broj staze, H=broj površine)
- disk je spor zbog mehaničkih dijelova
- ublažavanje sporoće – podatke *kompaktno* smjestiti:

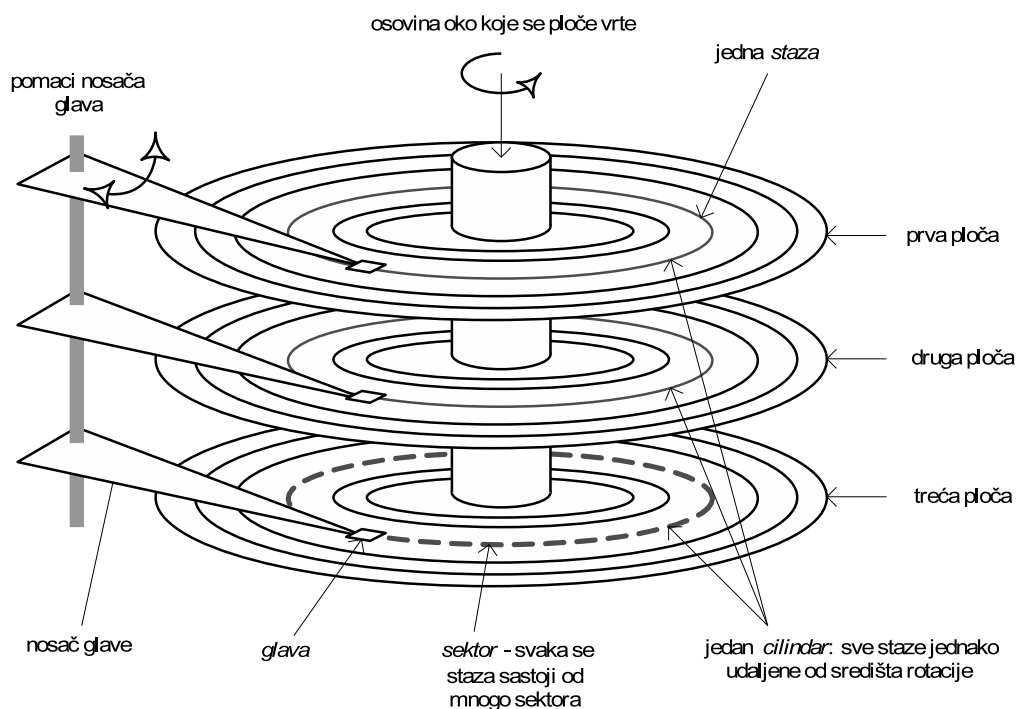
1. uzastopne ili sve sektore iste staze
 2. ostale staze istog cilindra (bez pomaka glave)
 3. susjedne cilindre (što manji pomak glave)
- OS nastoji smjestiti datoteke kompaktno, ali kad je disk dosta popunjen to više nije moguće i javlja se fragmentacija: različiti dijelovi datoteke su na različitim mjestima diska – čitanje/pisanje se tada usporava
 - defragmentacija nastoji premjestiti sadržaje tako da budu kompaktnije smješteni
 - elektronika diska “skriva” internu arhitekturu (broj površina, staza, sektora po stazi) i prema OS-u sve sektore prikazuje kao linearno polje sektora
 - u takvom linearnom polju susjedni sektori jesu i susjedni na disku (osim kad se prelazi na stazu na drugom cilindru ili susjednu stazu)
 - OS posluživu skupinu zahtjeva (različitih procesa) i optimira njihovo posluživanje radi ukupno manjeg pomaka glave i ukupno bržeg dohvata/pohrane podataka (više o tom kasnije)
 - uobičajena svojstva diskova:
 - kapaciteti: od nekoliko stotina GB do desetke TB (nekoliko TB je uobičajeno)
 - brzine čitanja/pisanja kompaktno smještenih podataka: 100-200 MB/s
 - čitanje/pisanje nasumičnog bloka: 5-15 ms !
 - priključak SATA (Serial ATA; ATA: AT Attachment; AT: Advanced Technology (u ~1986.))
 - komunikacija procesor – disk kontroler: AHCI (*Advanced Host Controller Interface*)
 - * optimiran za rad s diskovima preko SATA ožičenja
 - * half-duplex – prijenos samo u jednom smjeru u jednom trenutku
 - OS, tj. datotečni sustavi obično rade s *blokom* podataka koji se sastoji od susjednih sektora (uobičajeni blok je 4 KB – osam uzastopnih sektora od 512 B)

Svojstva SSD-a

- poluvodički “diskovi” – koriste se poluvodičke ćelije za spremanje naboja
- ćelija: može ovisno o tehnologiji spremiti od 1 do 4 bita
 - 1-bit: SLC–*Single Level Cells* – najbolji ali i najskuplji (za poslužitelje)
 - 2-3 bita: MLC–*Multi Level Cells* – jeftiniji (za obične korisnike)
 - 4-bit: QLC–*Quad-bit Cells* – jeftiniji (za obične korisnike)
 - 3D XPoint: novija tehnologija – umjesto naboja “sprema” otpor (postavlja otpor)
- jedinica podataka je sektor/blok (kao i za HDD)
- adresiranje je linearno – nema površina, staza, sektora
- dohvat je efikasniji ako se radi u blokovima
 - dohvat jednog nasumičnog sektora može trajati i do 0,1 ms
 - dohvat susjednih sektora (već dohvaćenom) je puno brži
 - stoga se dohvaća blok, a ne pojedinačini sektor

- npr. za dohvat nasumičnog bloka od 4 KB (8 sektora) trajanje je neznatno veće od dohvata jednog nasumičnog sektora
- pisanje zahtjeva dvije operacije: brisanje ćelije, pa tek onda pisanje
- pisanje nije sporije ako se radi u blokovima
- mješoviti zahtjevi čitanje/pisanje za nasumičnim blokovima znatno usporavaju rad
- uobičajena svojstva SSD-ova:
 - kapaciteti: od nekoliko stotina GB do nekoliko TB
 - brzine čitanja/pisanja kompaktno smještenih podataka:
 - * preko SATA sučelja (AHCI): 200-550 MB/s
 - * preko M.2 ili PCIe (NVMe): 1000 do 7000 MB/s
 - čitanje/pisanje nasumičnog bloka: 0,1 ms ! znatno sporije od gornjih brzina kad se čitaju/pišu nasumični mali dijelovi (<4KB)
 - komunikacija procesor – disk kontroler: može AHCI, ali je bolji NVMe (*Non-Volatile Memory Host Controller Interface Specification*) koji:
 - * je optimiran za rad s SSD-ovima preko M.2 i PCIe
 - * koristi full-duplex – prijenos u oba smjera istovremeno
 - * koristi više redova za zahtjeve od AHCI-ja

9.1.2. Fizička svojstva tvrdih diskova (HDD)



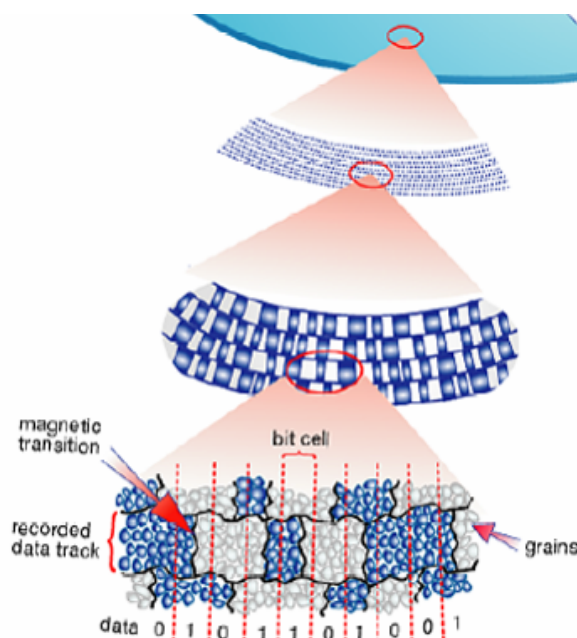
Slika 9.1. Shematski prikaz mehaničkog dijela diska

HDD je elektromehanička naprava. Sastoji se od:

- pokretnih djelova:
 - magnetiziranih ploča
 - pokretnih glava
 - elektromotora koji pokreću ploče (vrte ih)
 - elektromotora koji pokreću glave (od ruba prema centru rotacije i obratno)
- nepokretnog dijela: upravljački sklop

Magnetska ploča pod povećalom (info)

Podaci se na magnetskim pločama pohranjuju korištenjem različite polarizacije vrlo malih površina ploča. Najjednostavniji pristup bi bio da je jedinica predstavljena jednim smjerom a nula drugim. Međutim, diskovi koriste različite načine kodiranja. Slika 9.2. prikazuje jedan takav primjer kod kojeg je jedinica predstavljena promjenom stanja.



Slika 9.2. Magnetski materijal pod povećalom¹

Čitanje, pisanje, dodatni i zaštitni bitovi (info)

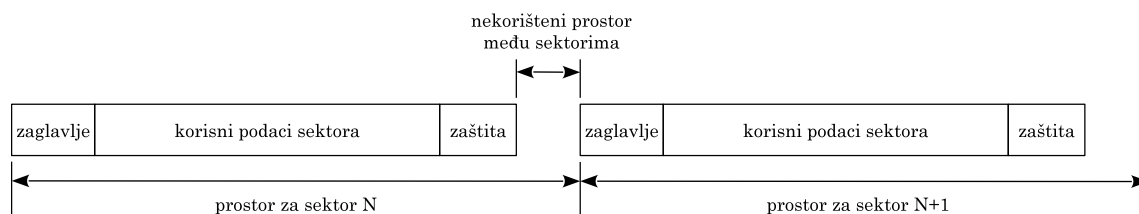
Podaci se čitaju preko glave koja je zapravo jednostavan strujni krug. Pri čitanju, svaka će magnetizirana površina inducirati napon koji se onda može interpretirati kao nula ili jedinica. Međutim, zbog velike gustoće zapisa, očitani signal ipak nije lijepi "pravokutni" već ga treba obraditi da bi dobili stvarno stanje (susjedni bitovi donekle utječu na očitavanje trenutne "male površine". Nadalje, s obzirom na te i druge specifičnosti, koriste se posebni kodovi (npr. RLL) za zapis podataka.

Pisanje se ostvaruje tako da se kroz glavu propusti struja određena smjera u trenutku kada je glava točno iznad željenog područja. Tada će se magnetski materijal ispod glave polarizirati u željenome smjeru (i time zapisati željeni sadržaj).

Jedna staza se sastoji od mnogo sektora. Osim korisnih podataka pohranjenih u sektoru, uz sam

¹Izvori: http://www.cs.virginia.edu/~gurumurthi/courses/HDD_Basics.ppt,
<http://www.hitachigst.com/hdd/research/storage/pm/index.html>

sektor moraju biti i dodatni podaci. Primjerice, zaglavlje koje uključuje identifikaciju sektora, identifikaciju staze, podnožje sa zaštitnim bitovima (da se može detektirati i možda ispraviti greška u čitanju). Također se između dva sektora može ostaviti i malo prazna prostora ... Proizvođači diskova nastoje smanjiti dodatno trošenje prostora na ostale podatke tako da mogu pohraniti više korisnih podataka.



Slika 9.3. Sektor i popratni podaci na stazi

S obzirom na to da je staza kružnica te da su kružnice dalje od centralne osi rotacije dužeg opsega, na njima je moguće pohraniti više podataka (bitova) nego na onim stazama bliže centru. Stoga se na udaljenijim stazama nalazi i veći broj sektora (te je i čitanje podataka brže s obzirom na konstantnu brzinu vrtnje).

U nastavku razmatranja diskova (prvenstveno u zadacima), koristit će se jednostavan model diska kod kojeg se zanemaruju ostali podaci na stazi, osim korisnih bitova pripadnih sektora. Također, pretpostavit će se da svaka staza ima jednaki broj sektora.

Podatkovna jedinica koju disk daje na zahtjev je “sektor”

Adresa sektora (“fizička adresa”) (engl. *cylinder-head-sector* – *CHS*) sastoji se od:

1. rednog broja površine (koju glavu treba koristiti)
2. rednog broja staze (na odabranoj površini)
3. rednog broja sektora (na odabranoj stazi)

Upravljački sklop diskovne jedinice

- upravlja mehaničkim i elektroničkim dijelovima
- ima procesor (očitani signali nisu lijepi uglati)
- spaja se na sabirnicu
- ima međuspremnik
- pretvara “linearnu” ili “logičku” adresu u CHS i obratno

Logička adresa sektora (engl. *logical block addressing* – *LBA*)

- svi sektori su predstavljeni kao jedno polje
- jednostavniji prikaz i upravljanje diskom za OS
- pretvaranje adresa radi sklop diskovne jedinice

Svojstva današnjih diskova (okvirne vrijednosti)

- gustoća zapisa do 1,34 Tbita/in² (≈ 2 Gbita/mm²)
- kapaciteti: od ≈ 100 GB do 20 TB

- promjeri ploča: 3,5"; 2,5"; 1,8"; 1"
- brzine okretanja: 5000 do 15000 okr/min; 5400; 5900; 7200, 10000
- brzina prijenosa (kompaktno smještenih podataka): 100 – 200 MB/s
- vrijeme pristupa (od zahtjeva do posluživanja): 2 do 15 ms (≈ 8 ms)
 - prosječno pomicanje glave za "slučajni zahtjev"
 - računa se kao pomicanje glave za 1/3 staze
- veličine sektora: 512 B, 4 kB

9.1.3. Vremenska svojstva diskova

Komponente trajanja prijenosa podataka ("detaljno"):

1. postavljanje glave na početak podataka (engl. *head position time*)
 - trajanje traženja staze, vrijeme postavljanja (engl. *seek time*)
 - obično zadano:
 - * formulom $T_D = \dots$ ili
 - * prosječnim trajanjem – vrijeme prijelaza preko 1/3 staza = *prosječno vrijeme traženja staze* – T_{seek}
 - ovisi o početnom i konačnom položaju
 - sastoji se od vremena:
 - a) ubrzavanja ručice glave
 - b) kretanja konstantnom brzinom (maksimalnom)
 - c) usporavanja
 - d) finog pozicioniranja na stazu
 - rotacijsko kašnjenje (engl. *rotation latency*) = $\bar{T}_R = T_R/2$
2. čitanje podataka
 - trajanje čitanja dijela staze ili cijele staze
 - po potrebi uzeti u obzir "faktor preplitanja" (info)
3. prijenos podataka u radni spremnik
 - ovisno o disku ova akcija može ići paralelno sa:
 - postavljanjem glave na iduću stazu ili sektor
 - čitanjem idućih sektora
 - zadano u zadatku, ništa nije "pretpostavljeno"

Trajanje prijenosa podataka (ukratko)

- a) postavljanje glave na stazu (npr. T_{seek})
- b) postavljanje glave na početak staze = rotacijsko kašnjenje $\bar{T}_R = T_R/2$
(Teoretski bi mogli pretpostaviti da čitanje staze može započeti bilo gdje – čitamo cijelu stazu, ne moramo čekati početak! Međutim, u zadacima se ipak uzima i ovaj dio.)

c) čitanje staze = vrijeme jednog okreta diska T_R

d) prijenos staze ili njenog dijela u radni spremnik

Kada treba čitati podatke s više staza, paralelno s operacijom (d) može ići i idući pomak glave (ako je potreban) te se u proračunu uzima veća vrijednost od (d) i (a).

Npr. ako treba pročitati stazu X, X+1, X+2 i pola staze Y (Y je daleko do X-a) uz zadane vrijednosti T_{seek} (prosječan pomak glave), T_1 (pomak glave na susjednu stazu), T_R , V_S (veličina sektora), N (broj sektora na stazi), V_P (brzina prijenosa podataka iz međuspremnik diska u radni spremnik (i obratno)) trajanje bi računali prema:

$$\begin{aligned}
 T_P &= V_S \cdot N / V_P && // \text{vrijeme prijenosa u memoriju} \\
 T &= T_{seek} + T_R/2 + T_R + \max(T_P, T_1) && // \text{čitanje staze X} \\
 &+ T_R/2 + T_R + \max(T_P, T_1) && // \text{čitanje staze X+1} \\
 &+ T_R/2 + T_R + \max(T_P, T_{seek}) && // \text{čitanje staze X+2} \\
 &+ T_R/2 + T_R + T_P/2 && // \text{čitanje staze Y}
 \end{aligned}$$

Zadatak 9.1. Čitanje dvije datoteke

Operacijski sustav treba učitati dvije datoteke velike po 4 MB u radni spremnik. Koliko će mu vremena za to trebati ako su datoteke kompaktno smještene na disku (ali svaka na svom dijelu diska, udaljene jedna od druge) te ako su svojstva diska: dvije obostrano magnetizirane ploče (4 glave), 512 staza po površini, 1024 sektora po stazi, veličina sektora je 512 B, 6000 okretaja u minuti, prijenos cijele staze u radni spremnik traje $T_P = 5$ ms, prosječno postavljanje glave traje $T_{seek} = 10$ ms, a premještanje na susjednu stazu $T_1 = 1$ ms.

Rješenje:

Prvo treba ustanoviti koje sektore zauzima datoteka (koliko njih, gdje, ...)

$1024 \text{ sektora} \cdot 512 \text{ B} = 512 \text{ KB po stazi} \Rightarrow 4 \text{ MB} / 512 \text{ KB} = 8 \Rightarrow$ potrebno je 8 staza za svaku datoteku $\Rightarrow$ dva puna cilindra (svaki sa četiri staze)

Vrijeme čitanja se sastoji od nekoliko komponenata:

0. postavljanje glave na početnu stazu datoteke (T_{seek}) +
1. postavljanje glave na početak staze ($\bar{T}_R$) +
2. čitanje staze (T_R) +
3. prijenos staze u radni spremnik (T_P) +

Zadnje tri linije treba dodati još dva puta, za 2. i za 3. stazu na istom cilindru (bez pomicanja glave).

Čitanje zadnje staze na istom cilindru je jednako, uz razliku da se paralelno s prijenosom staze u radni spremnik pomiče i glava na susjednu stazu:

4. postavljanje glave na početak staze ($\bar{T}_R$) +
5. čitanje staze (T_R) +
6. duže od: (prijenos staze u radni spremnik (T_P), pomak na susjednu stazu (T_1)) +

Čitanje drugog cilindra je jednako kao i za prvi, uz razliku da u zadnjem koraku treba paralelno s prijenosom zadnje staze u radni spremnik obaviti pomak na početak druge datoteke – s obzirom na to da je ona daleko uzima se T_{seek}

Potom slijedi čitanje druge datoteke, slično kao i prve (koraci 1-6, bez računanja pomaka u koraku 6).

Konačna formula za ovaj zadatak bi bila:

$$\begin{aligned}
 t_{\Sigma} = & T_{seek} + (\bar{T}_R + T_R + T_P) \cdot 3 + (\bar{T}_R + T_R + \max(T_P, T_1)) //1. \text{ datoteka} \\
 & + (\bar{T}_R + T_R + T_P) \cdot 3 + (\bar{T}_R + T_R + \max(T_P, T_{seek})) //1. \text{ datoteka} \\
 & + (\bar{T}_R + T_R + T_P) \cdot 3 + (\bar{T}_R + T_R + \max(T_P, T_1)) //2. \text{ datoteka} \\
 & + (\bar{T}_R + T_R + T_P) \cdot 4 //2. \text{ datoteka}
 \end{aligned}$$

Uz $\max(T_P, T_{seek}) = T_{seek}$ i $\max(T_P, T_1) = T_P$ formula se svodi na:

$$t_{\Sigma} = T_{seek} + (\bar{T}_R + T_R + T_P) \cdot 15 + (\bar{T}_R + T_R + T_{seek})$$

Čitanje jedne staze T_R računa se iz brzine vrtnje diska kao trajanje jednog okreta:

$$T_R = 1/\omega = 1/(6000 \text{ okr/min}) = 1/(6000/60 \text{ okr/s}) = 1/100 \text{ s} = 10 \text{ ms} \quad (9.1.)$$

Rotacijsko kašnjenje $\bar{T}_R$ jest $\bar{T}_R = T_R/2 = 5 \text{ ms}$

Uvrštavanjem dobiva se:

$$t_{\Sigma} = 10 + (5 + 10 + 5) \cdot 15 + (5 + 10 + 10) = 10 + 300 + 25 = 335 \text{ ms} \quad (9.2.)$$

Zadatak 9.2.

Disk ima 500 sektora po stazi, 30000 staza, 3 površine i vrti se brzinom 7200 okretaja u minuti (engl. *rpm – rotations per minute*). Veličina sektora je 512 B. Upravljački sklop pročita jednu cijelu stazu u interni spremnik, a zatim prenosi potrebne sektore u glavni spremnik. Prijenos u glavni spremnik odvija se brzinom od 300 Mbit/s, a za to vrijeme sklop ne može čitati s diska (ali može pomicati glavu ako je potrebno za iduće zahtjeve).

- Koliki je kapacitet tog diska?
- Koliko prosječno traje prebacivanje kompaktne smještene datoteke veličine 5 MB ako je vrijeme postavljanja 10 ms i vrijeme premještanja sa staze na stazu 1 ms?

Zadatak 9.3.

Program A veličine 5 MB i program B veličine 9200 kB su dvije datoteke kompaktne smještene na disk (svaka je zasebno kompaktne smještena). Disk ima 128 sektora po stazi, veličina sektora je 1 kB, a disk se okreće brzinom 7200 rpm. Upravljački sklop pročita jednu cijelu stazu u interni spremnik, a zatim prenosi potreban dio u glavni spremnik. Prijenos u glavni spremnik odvija se brzinom od 400 Mbit/s, a za to vrijeme sklop ne može čitati s diska. Vrijeme traženja staze je 10 ms, a vrijeme premještanja sa staze na stazu 1 ms. Koliko vremena protekne od istovremenog izdavanja naredbi za pokretanjem programa A i B pa do trenutka kada se oba programa izvode ako:

- se prvo program A u cijelosti učitava u radnu memoriju, a zatim se učitava program B
- se u radni spremnik prvo prenosi jedna staza programa A, a zatim jedna staza programa B i tako dalje naizmjenično.

Pretpostaviti da vremenom dominira vrijeme potrebno da se program učita u radni spremnik, a sve drugo se zanemaruje npr. vrijeme potrebno da se procesi/dretve stave u liste.

Zadatak 9.4.

Ista fotografija kompaktno je smještena u dvije različite datoteke na disku u nekomprimiranom (128 MB) i komprimiranom formatu (896 kB). Disk ima 128 sektora po stazi, veličine sektora je 1 kB, a disk se okreće brzinom 7200 rpm. Upravljački sklop pročita jednu cijelu stazu u interni spremnik, a zatim je prenosi u glavni spremnik (potrebne sektore). Prijenos u glavni spremnik odvija se brzinom od 100 Mb/s, a za to vrijeme sklop ne može čitati s diska. Vrijeme traženja staze je 10 ms, a vrijeme premještanja sa staze na stazu 1 ms. Ako procesor može dekomprimirati komprimiranu sliku brzinom od 5 Mb/s prikazuje li se brže slika koja se učita iz nekomprimirane ili komprimirane slike?

9.1.4. Posluživanje zahtjeva

- disk je SPOR pa je moguće koristiti postupke optimiranja dohvata
- jedan od oblika optimiranja je optimiranje nad skupom zahtjeva
- ne posluživati zahtjev po zahtjev redom, već iz skupine zahtjeva naći najbolji redoslijed posluživanja
 - optimiranje može raditi OS ali i upravljački sklop diska (nad dobivenim zahtjevima)

Strategije posluživanja:

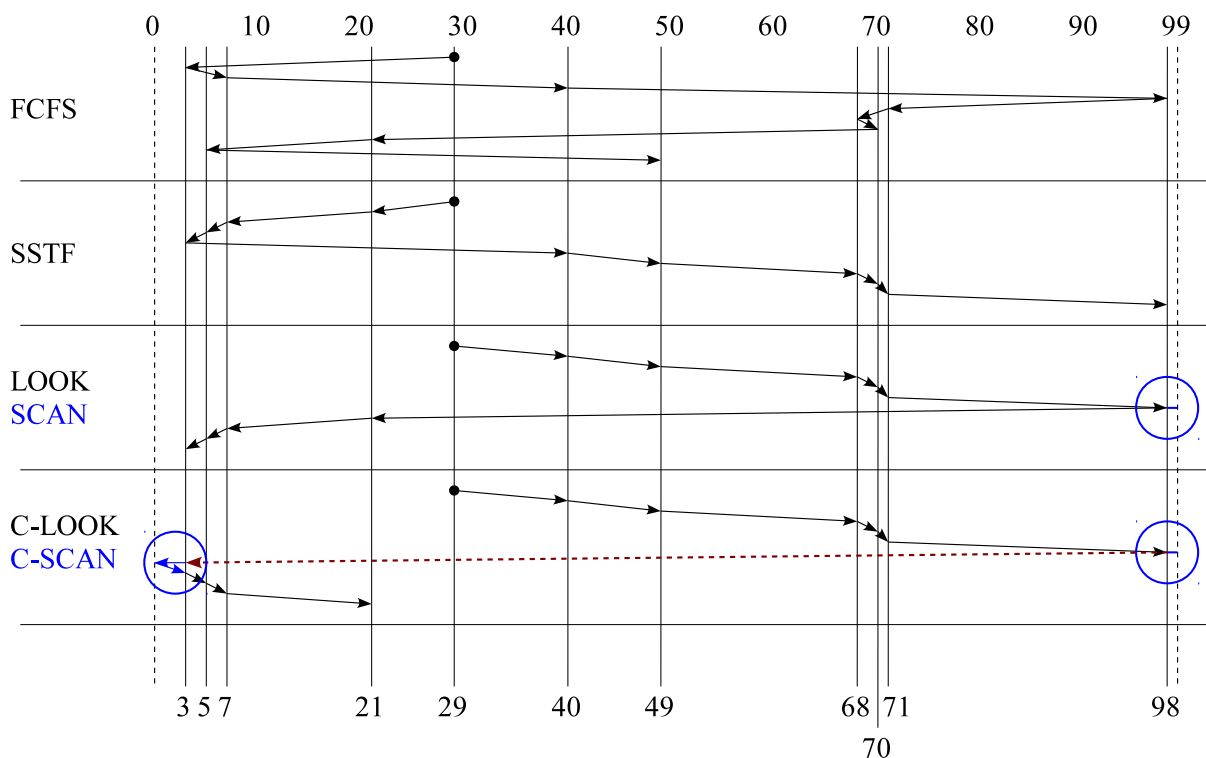
- FCFS – redom prispjjeća (engl. *First Come First Served*)
- SSTF – s najkraćim vremenom premještanja glave (engl. *Smallest Seek Time First*)
- SCAN – pregledavanje: ide u jednom smjeru do kraja (zadnje staze u tom smjeru) i staje na svakoj stazi na kojoj postoji zahtjev
- LOOK – pregledavanje: ide u jednom smjeru do zadnjeg zahtjeva u tom smjeru i staje na svakoj stazi na kojoj postoji zahtjev
- C-SCAN, C-LOOK – slične gornjim, samo što se posluživanje obavlja samo u jednom smjeru; kad se dođe do kraja ili zadnjeg zahtjeva, brzim potezom se glava postavlja na prvu stazu (ili prvi zahtjev za C-LOOK) s druge strane.

Zadatak 9.5.

Disk s pokretnim glavama ima 100 staza (0 - 99). Neka se glava trenutno nalazi na stazi 29, s tim da je prije bila na stazi 8. Zahtjevi za pristup pojedinim stazama svrstani po redu prispjeća su: 3, 7, 40, 98, 71, 68, 70, 21, 5 i 49.

- Opisati svaku od navedenih strategija!
- Grafički prikazati kretanje glave prilikom obrade zahtjeva za sve strategije!
- Koliki je ukupan pomak glave pri izvršenju tih zahtjeva za strategije posluživanja: redom prispjeća (FCFS), s najkraćim vremenom premještanja glave (SSTF), pregledavanje (LOOK i SCAN) i kružno pregledavanje (C-LOOK i C-SCAN)?
- Kod kojih može doći do izgladnjivanja (beskonačnog odgađanja posluživanja nekih zahtjeva zbog posluživanja novo pristiglih zahtjeva)?

Rješenje:



FCFS: $(29 - 3) + (98 - 3) + (98 - 68) + (70 - 68) + (70 - 5) + (49 - 5) = 262$

SSTF: $(29 - 3) + (98 - 3) = 121$

LOOK: $(98 - 29) + (98 - 3) = 164$ (SCAN: $(99 - 29) + (99 - 3) = 166$)

C-LOOK: $(98 - 29) + (21 - 3) = 87$ (C-SCAN: $(99 - 29) + (21 - 0) = 91$)

SCAN i C-SCAN uvijek idu do kraja (bez obzira na zahtjeve)

LOOK i C-LOOK idu do zadnjeg zahtjeva u smjeru.

Zahtjevi su u ovom zadatku svi unaprijed poznati. U stvarnosti novi zahtjevi dolaze stalno, pa je i rad strategija ponešto drukčiji (ponekad se vidi izgladnjivanje kod SSTF strategije).

9.2. Datotečni sustav

CHS $\Rightarrow$ LBA

- adresiranje korištenjem numeracije staza/ploča/sektora (engl. *cylinder-head-sector* – CHS) je kompliciran na novijim diskovima (različiti broj sektora na stazama i sl.)
- noviji diskovi (tj. svi) najčešće i ne nude (prave) informacije o broju staza/ploča/sektora
- oni nude sučelje za korištenje “polja sektora” (engl. *logical block addressing* – LBA)
- sektori su dostupni preko samo jednog broja = rednog broja sektora.
- elektronika pretvara LBA $\Leftrightarrow$ CHS

Blok (nakupina sektora, klaster)

- veličina sektora je svojstvo diska (ne može se mijenjati npr. formatiranjem)
- veličine sektora: 512 B (uobičajeno), 4 KB (noviji diskovi)
- datotečni sustav definira novu jedinicu podataka = blok (engl. *cluster*)
- blok je niz uzastopnih sektora (nakupina sektora)
- niz čini 1 ili 2 ili 4 ... ili 2^n uzastopnih sektora
- što je blok veći potrebna struktura podataka za opis je manja, ali je gubitak zbog fragmentacije veći

9.2.1. Datoteke

- Podaci na disku su organizirani u datoteke
- Datoteka: skup povezanih informacija koje čine cjelinu (logičke tvorevine)
- Datoteke obično sadrže:
 - programe, npr.: .exe; .out; .bat; .sh; .dll; .so; .jar; ...
 - podatke, npr.
 - * dokumente (word, tekstualne datoteke, HTML, ...)
 - * multimediju (slike, video, muziku, ...)
 - * postavke programa i sustava
 - ostalo
 - * privatne podatke OS-a (dijelove pomoćnog spremnika)
 - * privatne podatke datotečnog sustava
- formati datoteka:
 - binarna (.exe, .doc, .dll, .zip, .mp3)
 - tekstualna (.txt, .html, .pls, .srt, .bat) => ASCII ili sličan format (npr. UTF-8)
- OS se učitava iz datoteka!
- Sve mora biti na disku u datotekama (osim za ugrađene sustave koji ne moraju imati disk)

9.2.2. Datotečni sustav

Pojam “datotečni sustav” koristimo:

- za oznaku tipa datotečnog sustava (NTFS, FAT, UDF, ISO 9660, ...)
- za dio operacijskog sustava – točnije bi bilo reći “datotečni podsustav”
- za neki konkretni datotečni sustav (na primjeru ili stvarnom računalu, “na tom disku”)

Iz konteksta je uvijek jasno na što se odnosi pojam.

Datotečni sustav daje odgovore na pitanja:

- kako su datoteke smještene na disku
 - fizičko smještanje: gdje, u kojim sektorima/blokovima, kojim redoslijedom
 - logičko smještanje: kako su datoteke organizirane, grupirane, kako im se pristupa, pronalazi, ...?
 - atributi: tko im smije pristupiti, sigurnost, učinkovito korištenje diska (fragmentacija), ...?
- koji dijelovi diska su slobodni

Datotečni sustav definira kako smjestiti podatke na disk i kako do njih doći

Disk se može i podijeliti u više particija (svezaka)

- svaka particija je zasebni datotečni sustav
 - npr. part1: blokovi 0-10000, part2: blokovi 10001-20000

Datotečna tablica (engl. *file table*)

- tablica sadrži:
 - podatke koji definiraju disk, slobodni prostor (ponekad su ove informacije u zasebnim strukturama izvan tablice)
 - opisnike datoteka
- svaka datoteka ima svoj opisnik u datotečnoj tablici
- datoteke se nastoje spremiti u kontinuirani dio
 - smanjenje fragmentacije – datoteka se brže učitava

OS koristi datotečni sustav – preko datotečnog podsustava – za operacije:

- stvori, obriši, preimenuj, premjesti datoteku ili direktorij
- otvori datoteku, čitaj, piši, pomakni kazaljku, ...

9.2.3. Opisnik datoteke

- svaka datoteka ima svoj opisnik u datotečnoj tablici
- osnovni dijelovi opisnika:
 - ime datoteke
 - direktorij gdje je datoteka smještena (u logičkoj org. diska)
 - tip datoteke

- veličina datoteke
- vrijeme stvaranja, zadnje promjene, zadnjeg korištenja
- podaci o “vlasniku” (kojem korisniku pripada), prava pristupa
- ...
- opis smještaja na disku (u kojim blokovima)

9.2.4. Direktoriji

- datoteke su logički organizirane preko stabla direktorija
- direktoriji su logička tvorevina – povezuju datoteke iste namjene, istog korisnika i slično
- Windows pristup:
 - svaka particija ima svoje ime (C:, D:, E:, ...)
 - particija na kojoj je OS (načesto C:) naziva se sustavska
 - uobičajeni direktoriji i njihov sadržaj:
 - * C:\Windows\ – operacijski sustav
 - * C:\Program Files\ – programi
 - * C:\Program Files (x86)\ – 32-bitni programi na 64-bitovnom OS-u
 - * C:\ProgramData – postavke programa
 - * C:\Users\korisničko_ime – korisnički direktoriji, postavke i podaci
 - * C:\pagefile.sys – pomoćni spremnik za straničenje
 - druge particije, CD/DVD i sl.: svaki ima svoju oznaku (D:, E:, ...)
- UNIX pristup:
 - / – početni direktorij (korijen, *root*)
 - /home/korisničko_ime – korisnički direktoriji (postavke i podaci)
 - /etc/ – većina postavki sustava
 - /bin/, /sbin/, /usr/bin/, /usr/local/bin/ – OS i programi
 - i još puno njih sa svojim posebnim funkcijama
 - pogledati: http://en.wikipedia.org/wiki/Unix_filesystem
 - particije:
 - * tipično (najjednostavnije)
 - jedna particija za / (i sve na njoj)
 - jedna particija za swap (pomoćni spremnik za straničenje, opcionalno)
 - * “naprednije” postavke s više particija, npr.:
 - jedna particija za /home
 - jedna particija za /boot
 - jedna particija za / (sve ostalo)

- jedna particija za `swap` (pomoćni spremnik za straničenje)
- * druge particije, CD/DVD i sl.:
 - spajaju se na neku “točku” datotečnog sustava (engl. *mount point*)

Na jednoj particiji (jednom datotečnom sustavu) nalaze se blokovi sa sadržajima:

- “opisnik” particije (veličina i broj blokova, ...)
- datotečna tablica (opisnici datoteka i direktorija)
- opisnici slobodnog prostora
- blokovi sa sadržajem datoteka
- slobodni blokovi

9.3. Primjeri datotečnih sustava

9.3.1. NTFS

- NTFS – skraćenica od *New Technology File System*
- NTFS sadrži datotečnu tablicu koja se zove *Master File Table* – MFT (*glavna tablica datoteka*)
 - svaka datoteka ima opisnik u MFT, pa i sama MFT
 - u opisniku se nalaze podaci o datoteci
- numeriranje blokova u NTFS-u:
 - LCN – Linear Cluster Number
 - * logička adresa bloka na particiji
 - * particija se dijeli u blokove, linearno numerirane, počevši s LCN=0
 - VCN – Virtual Cluster Number
 - * logička adresa bloka datoteke
 - * svaka se datoteka sastoji od skupine blokova (osim onih vrlo malih, čiji je sadržaj pohranjen u samom opisniku)
 - * VCN predstavlja adresu bloka unutar datoteke
 - prvi dio datoteke je u bloku s VCN=0, drugi u VCN=1, itd.
 - Povezivanje VCN-a u LCN definirano je u opisniku datoteke
 - datoteka koja je kompaktno smještena na disku ima samo jedan zapis u tablici (gdje je prvi blok i koliko ih ukupno ima)
- jako male datoteke (manje od ~900 B) pohranjuju se u sam opisnik, ne zauzimaju dodatne blokove na disku

Primjer 9.1. Datoteka na disku

Zadana je datoteka sa sadržajem i prikazom svih blokova na disku.

Tablica 9.1. Datoteka – logički prikaz

blok	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
sadržaj	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O

Tablica 9.2. Datotečni sustav (blokovi particije)

1	2	3	4	5	6	7	8
9	10	11	12	13	14	15	16
17	18 C	19 D	20 E	21	22	23	24
25	26	27	28	29	30	31	32
33	34	35	36	37 A	38 B	39	40
41	42	43	44	45	46	47	48
49	50	51 K	52 L	53 M	54 N	55 O	56
57 F	58 G	59 H	60 I	61 J	62	63	64

Opis smještaja može se prikazati i tablicom koja za svaki blok ima informaciju gdje se nalazi, prema tablici 9.3.

Tablica 9.3. Tablica s opisom smještaja blokova datoteke (transponirana)

blok dat.	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
blok diska	37	38	18	19	20	57	58	59	60	61	51	52	53	54	55

Neki datotečni sustavi imaju doslovce iste informacije (npr. UNIX, ali drukčije organizirane) dok drugi imaju sažetiji prikaz (npr. NTFS).

Primjer 9.2. NTFS

Opis smještaja datoteke za primjer 9.1. prema NTFS pravilima:

VCN	LCN	#
1	37	2
3	18	3
6	57	5
11	51	5

– broj uzastopnih blokova – nakupina blokova

Prvi blok datoteke (VCN=1) nalazi se u 37. bloku particije (LCN=37). S obzirom na to da datotečni sustav nastoji datoteke održati kompaktnima, jedan red tablice može opisati i više **uzastopnih** blokova. Koliko ih opisuje kazuje nam zadnji stupac. Prvi red tako opisuje blok 1 i blok 2, s time da se blok 2 (VCN=2) nalazi u bloku LCN=38.

Primjer 9.3. NTFS (2)

Neka datoteka pohranjena je kompaktno po dijelovima u blokovima:

1. 526 – 587
2. 124 – 225
3. 432 – 449.

Prikazati sadržaj dijela opisnika te datoteke koji opisuje njen smještaj, ako se radi o datotečnom sustavu NTFS.

Rješenje:

1. dio: $526 - 578 \Rightarrow 578 - 526 + 1 = 62$ bloka (uključen je i 526. i 578.!)
 2. dio: $124 - 225 \Rightarrow 225 - 124 + 1 = 102$ bloka
 3. dio: $432 - 449 \Rightarrow 449 - 432 + 1 = 18$ blokova

VCN	LCN	#
1	526	62
63	124	102
165	432	18

Zadatak 9.6. NTFS (3)

Neka datoteka je smještena na disku po dijelovima: prvi MB je kompaktno smješten počevši od 725. bloka diska, druga dva MB su kompaktno smještena počevši od bloka 2001. Ako je veličina bloka 4 KB, prikazati dio sadržaj opisnika datoteke, koji opisuje smještaj datoteke na disku. U kojem se bloku na disku nalazi bajt s adresom 2000000 unutar datoteke?

Rješenje:

Zad. 9.6. NTFS

prvi MB $\Rightarrow$ 725. bloka diska

druga dva MB $\Rightarrow$ 2001.

vel. bloka = 4 KB

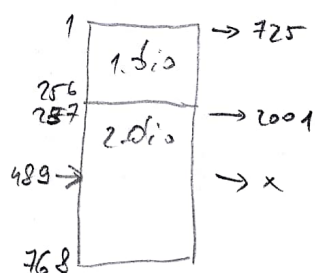
VCN	LCA	#
1	725	256
257	2001	512

$$\frac{1 \text{ MB}}{4 \text{ KB}} = \frac{1024 \cdot 1024 \text{ bajt}}{4 \cdot 1024 \text{ bajt}} = 256 \text{ blokova}$$

2 MB $\Rightarrow$ 512 blokova

$$\frac{2000000}{4 \text{ KB}} = \frac{2000000}{4096} = 488,28 \Rightarrow \text{bajt } 2000000 \text{ je u bloku } 489$$

gdje se na disku bloku 489?

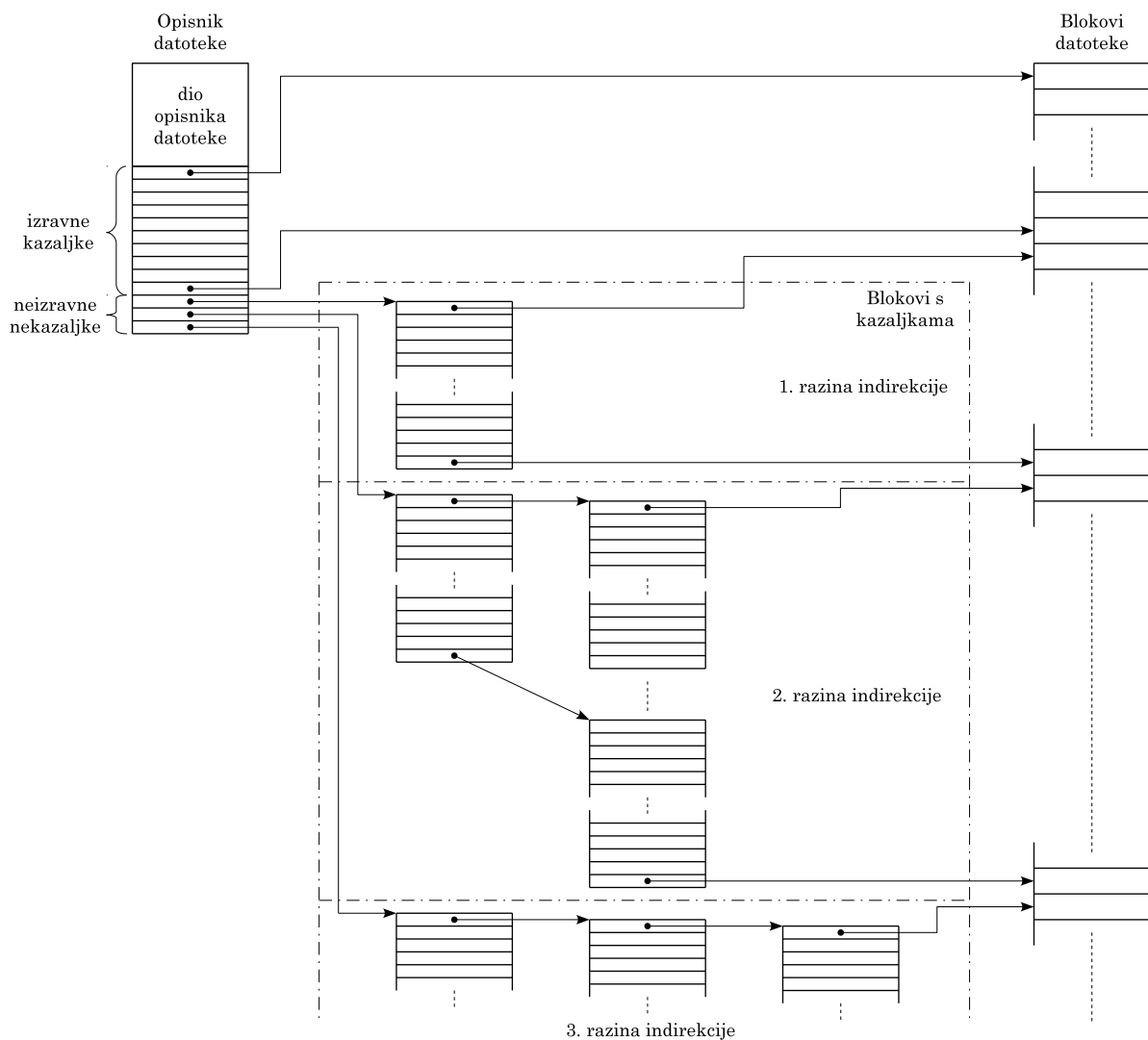


$$489 - 257 = x - 2001$$

$$\begin{aligned} x &= 2001 + 489 - 257 \\ &= 2001 + 222 \\ &= 2223 \end{aligned}$$

9.3.2. UNIX i-node

- Opisnik datoteke = i-node = index node
- Za opis blokova koriste se sljedeće kazaljke:
 - deset izravnih kazaljki
 - * kazaljke koje izravno pokazuju na blokove datoteke (LCN indeksi)
 - * npr. 5. kazaljka pokazuje na blok koji sadrži 5. blok datoteke
 - jedna jednostruko indirektna kazaljka
 - * kazaljka na blok s kazaljka na blokove datoteke
 - jedna dvostruko indirektna kazaljka
 - * kazaljka na blok s kazaljka na blokove s kazaljka na blokove datoteke
 - jedna trostruko indirektna kazaljka
 - * kazaljka na blok s kazaljka na blokove s kazaljka na blokove s kazaljka na blokove datoteke



Primjer 9.4. UNIX i-node za datoteku iz primjera 9.1.

U opisniku datoteke:

opisnik	37	38	18	19	20	57	58	59	60	61	X	-	-
---------	----	----	----	----	----	----	----	----	----	----	---	---	---

U bloku X (na disku):

51	52	53	54	55	(ostatak kazaljki je neiskorišten)
----	----	----	----	----	------------------------------------

Zadatak 9.7.

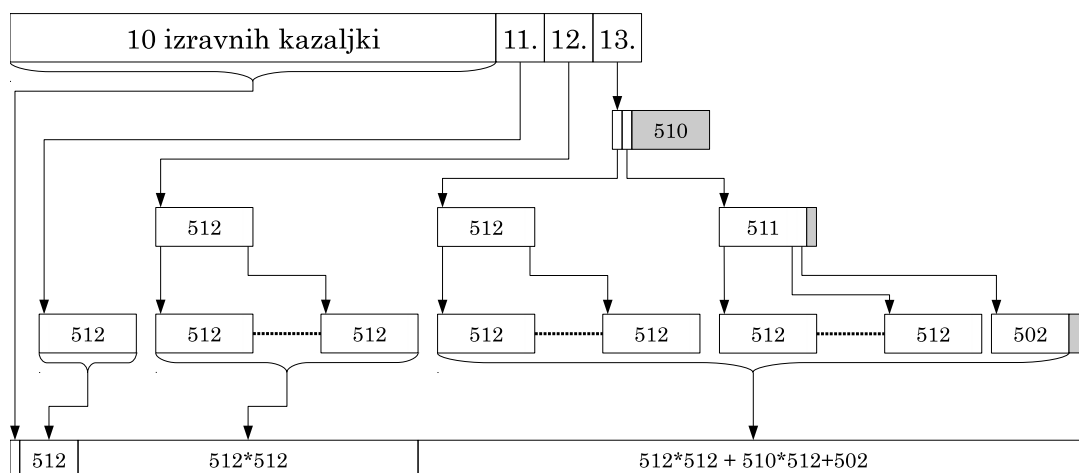
Ako je na UNIX datotečnom sustavu pohranjena datoteka veličine 3GB koliko spremničkog prostora zauzimaju kazaljke za tu datoteku? Skicirajte organizaciju tih kazaljki. Veličina bloka je 4 kB, a veličina kazaljke 64 bita.

Rješenje:

broj blokova = $3 \text{ GB} / 4 \text{ kB} = 3 \cdot 1024 \cdot 1024 \text{ kB} / 4 \text{ kB} = 3 \cdot 256 \cdot 1024 = 786432$ blokova

u jedan blok stane $4 \text{ kB} / 64 \text{ bita} = 4096/8 = 512$ kazaljki

- prvih 10 kazaljki opisuje prvih 10 blokova datoteke: ostaje $786432 - 10 = 786422$ blokova
- 11. kazaljka pokazuje na blok s 512 kazaljki: ostaje $786422 - 512 = 785910$ blokova
- 12. kazaljka pokazuje na blok s 512 kazaljki na blokove s kazaljkama
 - ukupno $512 \cdot 512 = 262144$ kazaljki
 - ostaje $785910 - 262144 = 523766$ blokova
- 13. kazaljka pokazuje na blok s 512 kazaljki na ...
 - $523766 / (512 \cdot 512) = 1,998 \Rightarrow$ jedan cijeli blok s $512 \cdot 512$ kazaljki te još jedan skoro cijeli
 - $523766 - (512 \cdot 512) = 261622 = 510 \cdot 512 + 502$
 - $523766 = (512 \cdot 512) + (510 \cdot 512 + 502)$

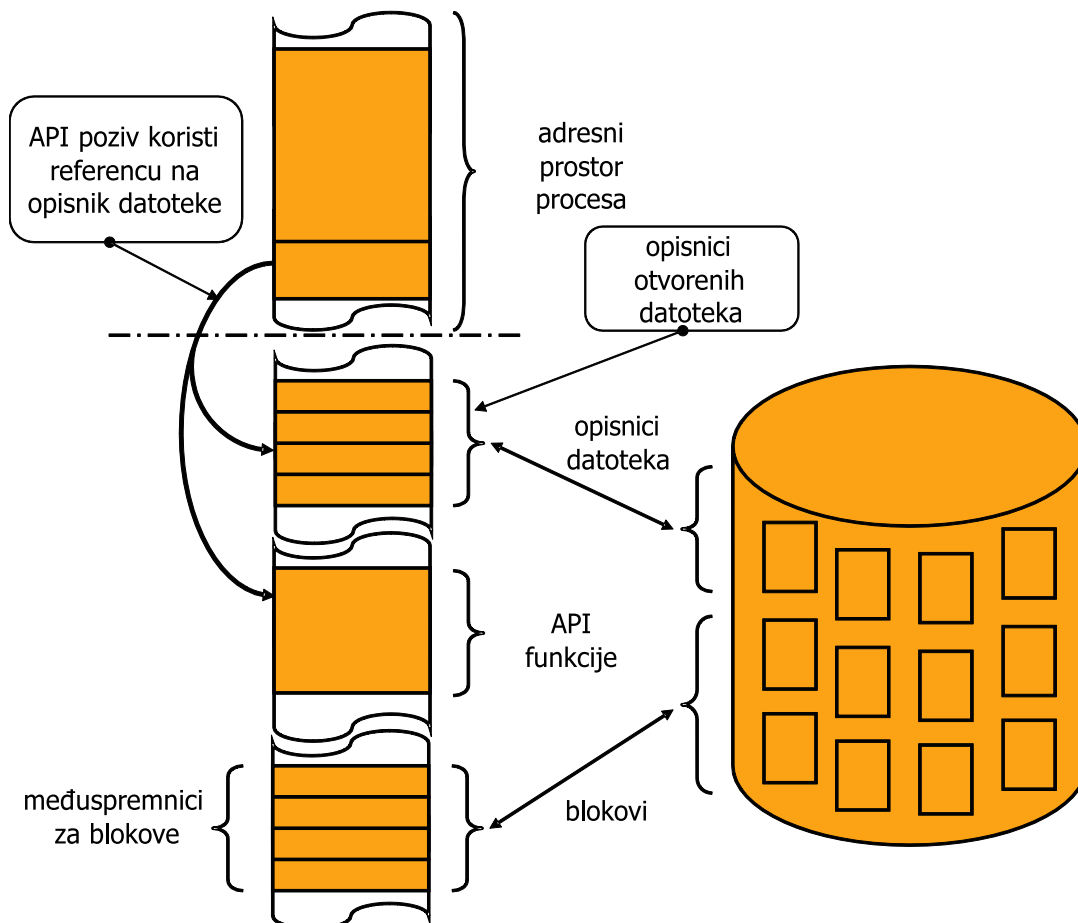


Zadatak 9.8.

Ako je na UNIX datotečnom sustavu pohranjena datoteka veličine 555 kB koliko spremničkog prostora zauzimaju kazaljke za tu datoteku? Skicirajte organizaciju tih kazaljki. Veličina bloka je 1024 okteta (1kB), a veličina kazaljke 32 bita.

9.4. Datotečni podsustav operacijskog sustava

- Operacijski sustav treba omogućiti korištenje datotečnog sustava – kroz datotečni podsustav
- OS zato:
 - kopira datotečnu tablicu u radni spremnik (ili samo dijelove koje koristi)
 - za svaku datoteku koja se koristi stvara kopiju opisnika i proširuje ga:
 - * kazaljkom
 - * međuspremnicima (za brži rad)
 - * ...
- Pri radu s datotekama (čitanje/zapisivanje) koristi se datotečna kazaljka (engl. *file pointer*)
 - prilikom “otvaranja datoteke” kazaljka pokazuje na početak datoteke
 - čitanjem i pisanjem se kazaljka pomiče prema naprijed



- Korištenje datoteka

- OS pruža sučelje za korištenje datoteka
- uobičajena sučelja uključuju:

```
* int open (char *filename, int access, int perm);  
* int close (int handle);  
* int read (int handle, void *buffer, int nbyte);  
* int write (int handle, void *buffer, int nbyte);  
* int lseek (int fildes, int offset, int whence);
```

Primjer programa:

```
include <stdio.h>  
  
int main()  
{  
    FILE *fp;  
  
    fp = fopen("hello.txt", "w");  
    fwrite("Hello world!\n", 13, 1, fp);  
    fclose(fp);  
  
    return 0;  
}
```

Pitanja za vježbu 9

1. Od kojih se komponenata sastoji disk (HDD)?
2. Kako se na disk pohranjuju podaci? Koji se materijali i principi koriste?
3. Kako se iskazuje adresa jednog sektora (kako se sektor jedinstveno identificira)?
4. Što je to “cilindar”?
5. Koje operacije obavlja upravljački sklop diskovne jedinice?
6. Od kojih se komponenata sastoji vrijeme čitanja jednog sektora?
7. Opisati pojmove: vrijeme postavljanja, rotacijsko kašnjenje, faktor preplitanja.
8. Ako je brzina prijenosa podataka zadana s 100 Mb/s (ili Mbita/s) koliko je to b/s (bita/s)?
9. Opisati strategije posluživanja: FCFS, SSTF, SCAN, LOOK, C-SCAN, C-LOOK.
10. Što je to “datoteka”?
11. Što je to datotečni sustav? Što sadrži?
12. Navesti elemente opisnika datoteke.
13. Opisati kako se opisuju smještaj datoteke na NTFS te UNIX i-node sustavima.

Literatura

- [Budin, 2011] Leo Budin, Marin Golub, Domagoj Jakobović, Leonardo Jelenković, *Operacijski sustavi*, Element, 2011.
- [Silberschatz, 2002] Abraham Silberschatz, Greg Gagne, Peter Baer Galvin, *Operating System Concepts, 6th edition*, Wiley, 2002.
- [Tanenbaum, 2015] Andrew S. Tanenbaum, Herbert Bos, *Modern Operating Systems, Fourth Edition*, Prentice-Hall, 2015.
-
- [Jelenković, 2010] Leonardo Jelenković, *Osnovni koncepti operacijskih sustava, prezentacija i primjeri*, 2010.,
http://www.zemris.fer.hr/~leonardo/os/Osnovni_koncepti_OSa.
- [NOS, 2024] Leonardo Jelenković, *Napredni operacijski sustavi: ulazno-izlazne naprave, višeprosorski sustavi*, skripta za predavanje, 2024.
<https://www.zemris.fer.hr/leonardo/nos/skripta/>
- [OSUR, 2024] Leonardo Jelenković, *Operacijski sustavi za ugrađena računala*, skripta za predavanje, 2024.
<https://www.zemris.fer.hr/leonardo/osur/doc/>
- [SRSV, 2024] Leonardo Jelenković, *Sustavi za rad u stvarnom vremenu*, skripta za predavanje, 2024.
<https://www.zemris.fer.hr/leonardo/srsv/skripta/>
-
- [POSIX] *POSIX, 8. izdanje*, 2024.,
<https://pubs.opengroup.org/onlinepubs/9799919799/>.
- [Thread-Safety] *POSIX: Thread-Safety*, 2008., http://pubs.opengroup.org/onlinepubs/9699919799/functions/V2_chap02.html.
- [Linux] *The Linux Kernel Archives*, <http://www.kernel.org>.
- [Linux, 2021] *Opisi raznih mehanizama u raspoređivačima Linuxa*, 2021.
<https://www.kernel.org/doc/Documentation/scheduler/>
- [Linux scheduling] *Linux Programmer's Manual: sched – overview of scheduling APIs*,
<http://man7.org/linux/man-pages/man7/sched.7.html>.
- [Futex] *Futex – fast user-space locking*, 2011.,
<https://man7.org/linux/man-pages/man2/futex.2.html>.