

12.

RAID SISTEMI

Kao i u drugim oblastima računarske performanse, konstruktori skladišta diska su prepoznali da ako jedna komponenta može da se unapređuje samo do izvesne granice, dodatni dobici u performansi mogu da se ostvare upotrebom višestrukih paralelnih komponenata. U slučaju skladišta diska, to dovodi do razvoja nizova diskova koji rade nezavisno i paralelno. Sa višestrukim diskovima, zasebni U/I zahtevi mogu da se opslužuju paralelno, sve dok traženi podaci stoje na zasebnim diskovima. Pored toga, jedan U/I zahtev može da se izvršava paralelno ako je blok podataka kome treba da se pristupi raspodeljen na više diskova.

Kod upotrebe više diskova, postoji velika raznolikost načina na koje mogu da se organizuju podaci i kako da se doda redundansa da bi se poboljšala pouzdanost. To bi razvoj šema baza podataka koje su upotrebljive na većem broju platformi i operativnih sistema moglo da učini prilično teškim. Na svu sreću, u industriji je postignuta saglasnost oko standardizovane šeme za projektovanje baze podataka na više diskova koja je poznata kao RAID (*Redundant Array of Independent Disks*, redundantni niz nezavisnih diskova). Šema RAID se sastoji od sedam nivoa, nula do šest. Ti nivoi ne impliciraju hijerarhijski odnos, nego označavaju različite dizajne arhitekture koji dele tri zajedničke karakteristike:

- RAID je skup fizičkih uređaja diskova koje operativni sistem vidi kao jedan logički uređaj.
- Podaci su raspodeljeni na fizičkim uređajima jednog niza.
- Kapacitet redundantnog diska koristi se za skladištenje informacije parnosti, što garantuje obnovljivost podataka u slučaju otkaza diska.

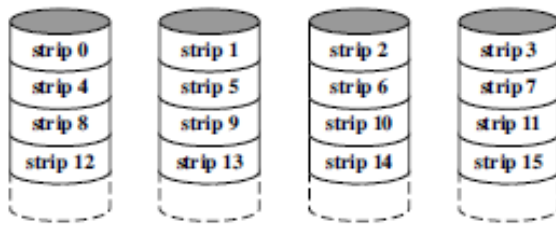
Detalji druge i treće karakteristike razlikuju se za razne nivoe RAID-a. RAID 0 ne podržava treću karakteristiku.

U tabeli 1 je dat jednostavan vodič za sedam nivoa. Od njih, nivoi 2 i 4 se komercijalno ne nude i nije verovatno da će postići industrijsko prihvatanje. U tabeli je U/I performansa prikazana i u kapacitetu prenosa podataka, ili sposobnosti da se pomeraju podaci, i u brzini U/I

zahteva, ili sposobnosti da se zadovolje U/I zahtevi, zato što ti RAID nivoi prirodno različito rade u odnosu na te dve metrike. Jaka strana svakog RAID nivoa istaknuta je pomoću senčenja. Na slikama 1 i 2 ilustrovana je upotreba sedam RAID šema za podršku kapaciteta podataka koji zahteva četiri diska bez redundantnosti. Na slikama se ističe raspored korisničkih i redundantnih podataka i ukazuje na odgovarajuće zahteve skladišta za razne nivoe.

Tabela 1. RAID nivoi

Kategorija	Nivo	Opis	Zahteva no diskova	Raspoloživost podataka	Kapacitet velikog prenosa U/I podataka	Brzina malog U/I zahteva
Stratifikacija	0	Neredundantni	N	Manje od jednog diska	Vrlo veliki	Vrlo velika i za čitanje i za upisivanje.
Preslikavanje	1	Preslikani	2N, 3N, itd.	Veća od RAID 2, 3, 4 ili 5; manja od RAID 6	Veći od jednog diska za čitanje; sličan jednom disku za upisivanje.	Do dvostruke od jednog diska za čitanje; slična jednom disku za upisivanje.
Paralelni pristup	2	Redundantni preko Hamingovog koda	N + m	Mnogo veća od jednog diska; uporediva sa RAID 3, 4 ili 5.	Najveći od svih alternativa u listi.	Približno dvostruka od jednog diska.
	3	Bit-isprepletana parnost	N + 1	Mnogo veća od jednog diska; uporediva sa RAID 2, 4 ili 5.	Najveći od svih alternativa u listi.	Približno dvostruka od jednog diska.
Nezavisni pristup	4	Blok-isprepletana parnost	N + 1	Mnogo veća od jednog diska; uporediva sa RAID 2, 3 ili 5.	Sličan RAID 0 za čitanje; znatno manji od jednog diska za upisivanje.	Slična RAID 0 za čitanje; znatno niža od jednog diska za upisivanje
	5	Blok-isprepletana raspodeljena parnost	N + 1	Mnogo veća od jednog diska; uporediva sa RAID 2, 3 ili 4.	Sličan RAID 0 za čitanje; manji od jednog diska za upisivanje.	Slična RAID 0 za čitanje; obično niža od jednog diska za upisivanje
	6	Blok-isprepletana dualno raspodeljena parnost	N + 2	Najveća od svih alternativa u listi.	Sličan RAID 0 za čitanje; manji od RAID 5 za upisivanje.	Slična RAID 0 za čitanje; znatno niža od RAID 5 za upisivanje



(a) RAID 0 (Nonredundant)



(b) RAID 1 (Mirrored)

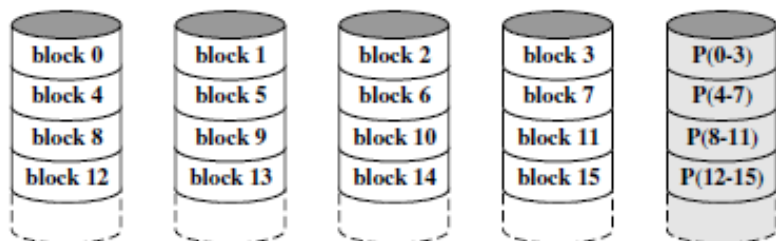


(c) RAID 2 (Redundancy through Hamming code)

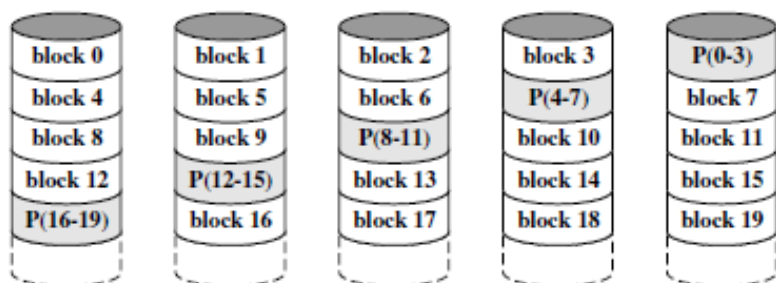
Slika 1. RAID nivoi 0-2



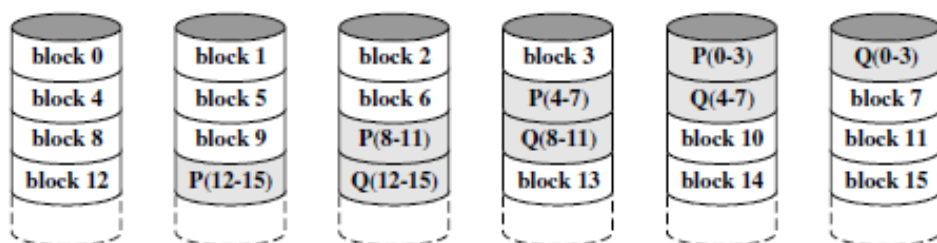
(d) RAID 3 (Bit-interleaved parity)



(e) RAID 4 (Block-level parity)



(f) RAID 5 (Block-level distributed parity)



(g) RAID 6 (Dual redundancy)

Slika 2. RAID nivoi 3-6

12.1 RAID Nivo 0

RAID Nivo 0 nije pravi član porodice RAID zato što ne uključuje redundantnost da bi povećao pouzdanost. Međutim, ima nekoliko aplikacija, kao što su neke na superračunarima, u kojima su prvenstvena briga performansa i kapacitet, a niža cena je značajnija od poboljšane pouzdanosti.

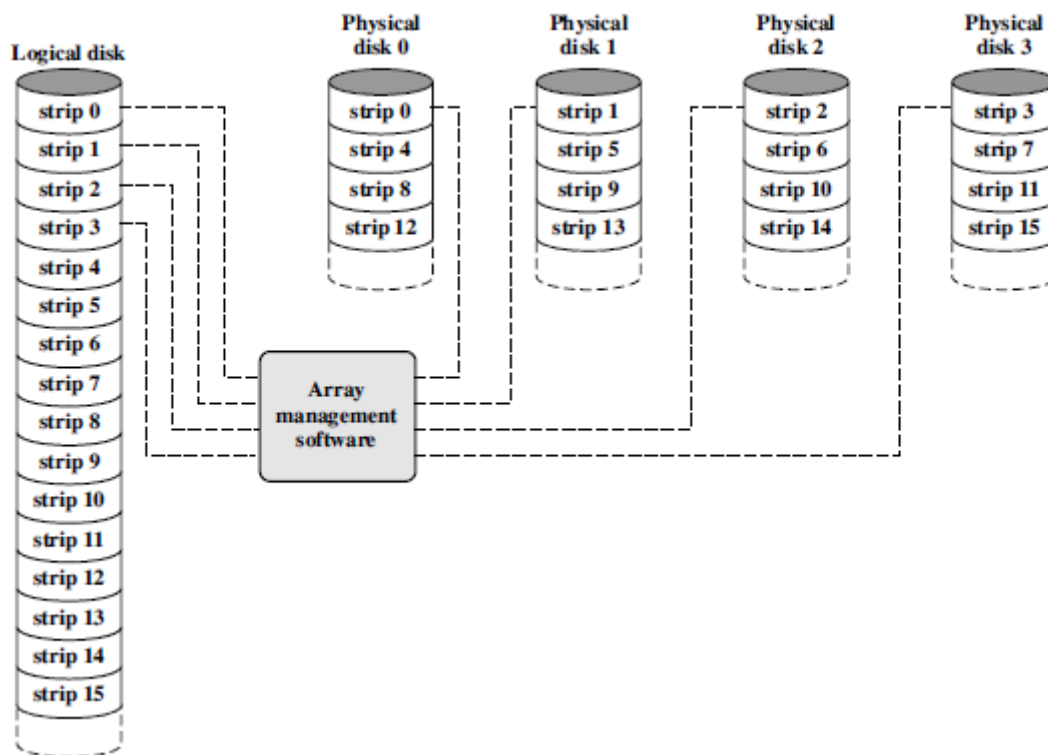
Kod RAID 0, korisnički i sistemski podaci se raspodeljuju po svim diskovima u nizu. To je značajna prednost u odnosu na upotrebu jednog velikog diska: ako dva različita U/I zahteva

čekaju na dva različita bloka podataka, tada postoje dobri izgledi da su traženi blokovi na različitim diskovima. Prema tome, dva zahteva mogu da se izdaju paralelno, što smanjuje U/I vreme čekanja.

Međutim, RAID 0, kao i svi RAID nivoi, ide dalje od jednostavnog raspodeljivanja podataka po nizu diskova: podaci se stratifikuju (dele na trake, engl. *strip*) po raspoloživim diskovima. To se najbolje razume ako se analizira slika 3. Svi korisnički i sistemski podaci se vide kao da su uskladišteni na logičkom disku. Disk je podeljen na trake; te trake mogu da budu fizički blokovi, sektori ili neke druge jedinice. Skup logički uzastopnih traka, koji preslikava tačno jednu traku na svaki član niza, zove se traka.

U nizu od n diskova, prvih n logičkih traka se fizički skladište kao prva traka na svaki od n diskova, formirajući prvu traku; drugih n traka se raspodeljuju kao druge trake na svaki disk; i tako dalje. Prednost ovakvog rasporeda je što ako se jedan U/I zahtev sastoji od više logički susednih traka, onda do n traka za taj zahtev mogu da se opsluže paralelno, što u velikoj meri smanjuje U/I vreme prenosa.

Na slici 3 prikazana je upotreba softvera za upravljanje nizom za preslikavanje između prostora na logičkom i fizičkom disku. Taj softver može da se izvršava na podsistemu diska ili na matičnom računaru.



Slika 3. Preslikavanje podataka za RAID nivo 0

12.1.1 RAID 0 za veliki kapacitet prenosa podataka

Performansa bilo kog od nivoa RAID kritično zavisi od uzorka zahteva na matičnom sistemu i od rasporeda podataka. Ta pitanja mogu najjasnije da se rešavaju u RAID 0, gde se uticaj redundantnosti ne meša sa analizom. Prvo, hajde da razmotrimo upotrebu RAID 0 da bi se postigla velika brzina prenosa podataka. Da bi aplikacije ostvarile veliku brzinu prenosa podataka, treba da budu ispunjena dva uslova. Prvo, mora da postoji veliki kapacitet prenosa duž cele putanje između memorije matičnog računara i pojedinačnih uređaja diskova. To uključuje unutrašnje magistrale kontrolera, U/I magistrale matičnog sistema, U/I adaptere i memorijske magistrale matičnog sistema.

Drugi zahtev je da aplikacija mora da postavlja U/I zahteve koji efikasno pokreću niz diskova. Taj uslov se ispunjava ako se zahtev odnosi na veliku količinu logički susednih podataka, u poređenju sa veličinom trake. U tom slučaju, jedan U/I zahtev obuhvata paralelni prenos podataka sa više diskova, što povećava efektivnu brzinu prenosa u poređenju sa prenosom sa jednog diska.

12.1.2 RAID 0 za veliku brzinu U/I zahteva

U okruženju orijentisanom na transakcije, korisnik se obično više brine o vremenu odziva nego o brzini prenosa. Za pojedinačan U/I zahtev za malom količinom podataka, vremenom U/I dominira kretanje glava diska (vreme pozicioniranja) i kretanje diska (rotaciono kašnjenje).

U transakcionom okruženju, može postojati na stotine U/I zahteva u sekundi. Niz diskova može da obezbedi velike brzine izvršenja U/I, uravnoteženjem U/I opterećenja preko više diskova. Efektivno uravnoteženje opterećenja se postiže samo ako postoje tipični višestruki U/I zahtevi. To sa svoje strane implicira da postoji više nezavisnih aplikacija ili jedna aplikacija, orijentisana na transakcije, koja je u stanju da generiše višestruke asinhrono U/I zahteve. Na performansu će takođe uticati i veličina trake. Ako je traka relativno velika, tako da jedan U/I zahtev obuhvata pristup samo jednom disku, onda višestruki U/I zahtevi koji čekaju mogu da se opsluže paralelno, smanjujući vreme čekanja za svaki zahtev.

12.1.3 Performanse RAID 0

RAID 0 pruža poboljšanje performansi radi smanjenja vremena pristupa i kapaciteta niza diskova, ali ne pruža nikakvu zaštitu od otkaza nekog diska u nizu. Ukoliko otkaze bilo koji disk u nizu, svi podaci uskladišteni na ostalim diskovima postaju neupotrebljivi. Podaci kod RAID 0 su organizovani u trake (*stripes*) koje se sastoje od većeg broja sektora (staza).

Kapacitet sistema jednak je sumi kapaciteta diskova:

$$C_{RAID_0} = \sum_{i=1}^n C_{MD_i}$$

Vreme pristupa RAID 0 sistemu se računa po sledećoj formuli:

$$\frac{1}{t_{RAID_0}} = \sum_{i=1}^n \frac{1}{t_{MD_i}}$$

Verovatnoća otkaza celog sistema jednaka je sumi verovatnoća otkaza pojedinih magnetnih diskova:

$$P_{otkaza_{RAID_0}} = \sum_{i=1}^n P_{otkaza_{MD_i}}$$

Verovatnoća ispravnog rada se dobija oduzimanjem verovatnoće otkaza sistema od 1, a prema sledećoj formuli:

$$1 - P_{otkaza_{RAID_0}} = \prod_{i=1}^n (1 - P_{otkaza_{MD_i}})$$

12.2 RAID nivo 1

RAID nivo 1 se razlikuje od RAID nivoa 2 do 6 po načinu na koji se postiže redundantnost. U drugim RAID šemama koristi se neki oblik proračuna parnosti da bi se uvela redundantnost, dok se kod RAID 1 ona postiže jednostavnim dupliranjem svih podataka. Kao što je prikazano na slici 1b, koristi se stratifikacija podataka, kao i u RAID 0. Ali u ovom slučaju, svaka logička traka je preslikana na dva posebna fizička diska, tako da svaki disk u nizu ima svoj disk - odraz u ogledalu, koji sadrži iste podatke. RAID 1 takođe može da se implementira i bez deljenja podataka na trake mada je to manje uobičajeno.

Postoji nekoliko pozitivnih aspekata organizacije RAID 1:

1. Zahtev za čitanje može da se opsluži pomoću bilo kog od dva diska koji sadrže tražene podatke, koji ima minimalno vreme pozicioniranja plus rotaciono kašnjenje.
2. Zahtev za upisivanje traži da obe odgovarajuće trake budu ažurirane, ah to može da se uradi paralelno. Prema tome, performansu upisivanja diktira sporije od dva upisivanja (odnosno, ono koje obuhvata veće vreme pozicioniranja, plus rotaciono kašnjenje). Međutim, nema „kazne upisivanja” kod RAID 1. RAID nivoi 2 do 6 obuhvataju upotrebu bitova parnosti. Zato, kada se ažurira jedna traka, softver za upravljanje nizom mora prvo da proračuna i ažurira bitove parnosti, kao i ažuriranje stvarne trake koja je u pitanju.
3. Oporavak od otkaza je jednostavan. Kada uređaj otkáže, podacima odmah može da se pristupi na drugom uređaju.

Glavni nedostatak RAID 1 je cena; on zahteva dvostruki prostor na diskovima za logički disk koji podržava. Zbog toga se konfiguracija RAID 1 verovatno ograničava na uređaje koji skladište sistemski softver i podatke, kao i druge kritične datoteke. U tim slučajevima, RAID 1 obezbeđuje rezervnu kopiju u realnom vremenu za sve podatke, pa u slučaju otkaza diska, svi kritični podaci su i dalje odmah raspoloživi.

U okruženju orijentisanom na transakcije, RAID 1 može da postigne velike brzine U/I zahteva ako se njihov najveći deo odnosi na čitanje. U toj situaciji, performansa RAID 1 može da se približi dvostrukoj vrednosti one koju ima RAID 0. Međutim, ako je značajan deo U/I zahteva za upisivanje, onda dobici u odnosu na RAID 0 mogu biti beznačajni. RAID 1 može takođe da obezbedi poboljšanu performansu u odnosu na RAID 0 za aplikacije sa intenzivnim prenosom podataka, sa velikim procentom čitanja. Do poboljšanja dolazi ako aplikacija može da podeli svaki zahtev za čitanje, tako da oba diska člana mogu da učestvuju u njihovom opsluživanju.

12.2.1 Performanse RAID 1

Kod RAID 1 sistema, podaci se identično zapisuju na sve diskove u nizu, pri čemu se omogućava rad sistema sa bar jednim operativnim diskom.

Kapacitet RAID 1 sistema je jednak kapacitetu najmanjeg diska:

$$C_{RAID_1} = \min(C_{MD_i})$$

Vreme pristupa RAID 1 sistemu je jednako vremenu pristupa najsporijem disku:

$$t_{RAID_1} = \max(t_{MD_i})$$

Verovatnoća otkaza RAID 1 sistema je jednaka proizvodu verovatnoća otkaza svih diskova:

$$P_{otkaza_{RAID_1}} = \prod_{i=1}^n P_{otkaza_{MD_i}}$$

12.3 RAID nivo 2

RAID nivoi 2 i 3 koriste paralelnu tehniku pristupa. U nizu sa paralelnim pristupom, svi diskovi članovi učestvuju u izvršenju svakog U/I zahteva. Vretena pojedinačnih uređaja su tipično sinhronizovana, tako da je svaka glava diska u istom položaju na svakom disku u bilo kom trenutku vremena.

Kao i kod drugih RAID šema, koristi se deljenje podataka na trake. U slučaju RAID 2 i 3, trake su veoma male, često veličine jednog bajta ili reči. Kod RAID 2 proračunava se kod za ispravljanje grešaka nad odgovarajućim bitovima na svakom disku sa podacima, a bitovi koda

se skladište na odgovarajućim pozicijama bitova na višestrukim diskovima za parnost. Tipično se koristi Hamingov kod, koji je u stanju da ispravi jednostruke i otkrije dvostruke greške bitova.

Iako RAID 2 zahteva manje diskova od RAID 1, on je i dalje veoma skup. Broj redundantnih diskova je proporcionalan logaritmu broja diskova sa podacima. Prilikom jednog čitanja, istovremeno se pristupa svim diskovima. Zahtevani podaci i pridruženi kod za ispravljanje grešaka se isporučuju kontroleru niza. Ako postoji jednostruka greška bita, kontroler može da prepozna grešku i odmah je ispravi, tako da se vreme čitanja ne produžava. Prilikom jednog upisivanja, mora da se pristupi svim diskovima za podatke i za parnost da bi se obavila operacija upisivanja.

RAID 2 bi mogao da bude efikasan izbor samo u okruženju u kome se pojavljuje mnogo grešaka diska. Imajući u vidu pouzdanost pojedinačnih diskova i njihovih uređaja, RAID 2 je prekomerna upotreba sile i ne implementira se.

12.4 RAID nivo 3

RAID 3 se organizuje na sličan način kao RAID 2. Razlika je u tome što RAID 3 zahteva samo jedan redundantni disk, bez obzira na to koliko je veliki niz diskova. Umesto koda za ispravljanje grešaka, proračunava se jednostavan bit parnosti za skup pojedinačnih bitova na istoj poziciji na svim diskovima sa podacima.

12.4.1 Redundantnost

U slučaju otkaza uređaja, pristupa se uređaju za parnost i podaci se rekonstruišu sa preostalih uređaja. Jednom kada se uređaj koji je otkazao zameni, podaci koji nedostaju mogu da se obnove na novom uređaju i operacija će se nastaviti.

Rekonstrukcija podataka je jednostavna. Zamislite niz od pet uređaja u kome X0 do X3 sadrže podatke, a X4 je disk za parnost. Parnost za i -ti bit se izračunava na sledeći način:

$$X4(i) = X3(i) \oplus X2(i) \oplus X1(i) \oplus X0(i)$$

gde \oplus označava funkciju isključivo ILI.

Pretpostavite daje uređaj X1 otkazao. Ako dodamo $X4(i) \oplus X1(i)$ obema stranama prethodne jednačine, dobijamo:

$$X1(i) = X4(i) \oplus X3(i) \oplus X2(i) \oplus X0(i)$$

Prema tome, sadržaj svake trake podataka na X1 može da se obnovi iz sadržaja odgovarajućih traka na preostalim diskovima u nizu. Taj princip važi za RAID nivoe 3 do 6.

U slučaju otkaza diska, svi podaci su još uvek raspoloživi u onome na što se zove smanjeni režim. U tom režimu, za čitanja, podaci koji nedostaju obnavljaju se u letu, koristeći proračun ekskluzivno-ILI. Kada se podaci upišu u smanjeni niz RAID 3, mora da se održi konzistentnost parnosti za kasnija obnavljanja. Povratak u puni rad zahteva da se disk koji je otkazao zameni i da se ceo sadržaj neispravnog diska obnovi na novom disku.

S obzirom na to da su podaci izdijeljeni na veoma male trake, RAID 3 može da postigne vrlo velike brzine prenosa. Svaki U/I zahtev će obuhvatiti paralelni prenos podataka sa svih diskova sa podacima. Za velike prenose, poboljšanje performanse je posebno primetno. S druge strane, samo jedan U/I zahtev može da se izvrši istovremeno. Zato performansa trpi gubitke u okruženju orijentisanom na transakcije.

12.4.2 Performanse RAID 2 i RAID 3

Kod ovih sistema, neophodno je da se diskovi obrću istim brzinama (moraju biti sinhronizovani). Kod RAID 2 sistema, podaci se dele na bitove, gde se svaki bit u nizu upisuje na različiti disk (*bit-level striping*). Na osnovu upisanih bitova, formira se Hamingov kod čiji se bitovi skladište na zasebnim diskovima.

Kod RAID 3 sistema, podaci se dele na bajtove koji se skladište na nezavisnom disku (*byte-level striping*).

Kapacitet RAID 2 ili RAID 3 sistema je jednak sumi kapaciteta diskova koji se koriste za podatke.

U zavisnosti od toga koji Hamingov kod koristimo, moguće je otkloniti greške u slučaju otkaza jednog ili više diskova. Verovatnoća otkaza u slučaju Hamingovog koda sa tri diska podataka, kod RAID 2 i RAID 3 je:

$$P_{otkaza_{RAID2,3}} = p_1 \cdot p_2 \cdot (1 - p_3) + p_1 \cdot (1 - p_2) \cdot p_3 + (1 - p_1) \cdot p_2 \cdot p_3 + p_1 \cdot p_2 \cdot p_3$$

12.5 RAID nivo 4

RAID nivoi 4 do 6 koriste tehniku nezavisnog pristupa. U nizu sa nezavisnim pristupom, svaki disk član radi nezavisno, tako da zasebni U/I zahtevi mogu da se zadovoljavaju paralelno. Zbog toga su nizovi sa nezavisnim pristupom pogodniji za aplikacije koje traže velike brzine U/I zahteva, a relativno su manje pogodni za aplikacije koje traže velike brzine prenosa podataka.

Kao i u drugim RAID šemama, koristi se deljenje podataka na trake. U slučaju RAID 4 do 6, trake su relativno velike. Kod RAID 4, računa se bit po bit traka parnosti preko

odgovarajućih traka na svakom disku za podatke, a bitovi parnosti se skladište u odgovarajućoj traci na disku za parnost.

RAID 4 obuhvata kaznu upisivanja kada se izvodi U/I zahtev za upisivanjem malog obima. Svaki put kada se pojavi upisivanje, softver za upravljanje nizom mora da ažurira ne samo korisničke podatke, nego i odgovarajuće bitove parnosti. Zamislite niz od pet uređaja u kome X0 do X3 sadrže podatke, a X4 je disk za parnost. Pretpostavite da se izvršava upisivanje koje obuhvata samo traku na disku X1. U početku, za svaki bit i , imamo sledeći odnos:

$$X4(i) = X3(i) \oplus X2(i) \oplus X1(i) \oplus X0(i)$$

Posle ažuriranja, sa potencijalno promenjenim bitovima označenim simbolima „prim“ ('):

$$\begin{aligned} X4'(i) &= X3(i) \oplus X2(i) \oplus X1'(i) \oplus X0(i) \\ &= X3(i) \oplus X2(i) \oplus X1'(i) \oplus X0(i) \oplus X1(i) \oplus X1(i) \\ &= X3(i) \oplus X2(i) \oplus X1(i) \oplus X0(i) \oplus X1(i) \oplus X1'(i) \\ &= X4(i) \oplus X1(i) \oplus X1'(i) \end{aligned}$$

Prethodni skup jednačina izvodi se kao što sledi. Prvi red pokazuje da će promena u X1 takođe uticati i na disk parnosti X4. U drugom redu, dodajemo članove $[\oplus X1(i) \oplus X1(i)]$. S obzirom na to daje XOR (ekskluzivno-ILI) svake veličine sa samom sobom jednako 0, to ne utiče na jednačinu. Međutim, to je pogodnost upotrebljena da bi se napravio treći red, pramenom redosleda. Najzad, prva četiri člana su zamenjena sa X4(i).

Da bi izračunao novu parnost, softver za upravljanje nizom mora da pročita staru korisničku traku i staru traku parnosti. Onda on može da ažurira te dve trake sa novim podacima i novoizračunatom parnošću. Tako svako upisivanje u traku obuhvata dva čitanja i dva upisivanja.

U slučaju U/I većeg obima, upisivanja koje obuhvata trake na svim uređajima diskova, parnost se lako izračunava korišćenjem samo novih bitova podataka. Na taj način disk za parnost može da se ažurira paralelno sa uređajima za podatke i nema dodatnih čitanja ili upisivanja.

U svakom slučaju, svaka operacija upisivanja mora da obuhvati disk za parnost, koji zato postaje usko grlo.

12.5.1 Performanse RAID 4

RAID 4 koristi tehniku nezavisnog pristupa gde se podaci grupišu u blokove veličine jednog ili više sektora i upisuju se na diskove u nizu. Ispravljanje grešaka se postiže korišćenjem provere parnosti blokova i taj blok se skladišti na zasebnom disku.

Kapacitet RAID 4 sistema je jednak sumi kapaciteta diskova koji se koriste za podatke. Sistem može rekonstruisati podatke ukoliko otkáže jedan od diskova.

Verovatnoća otkaza koda RAID 4 se računa na isti način kao i za RAID 2 i RAID 3.

12.6 RAID nivo 5

RAID 5 se organizuje na sličan način kao RAID 4. Razlika je u tome što RAID 5 raspodeljuje trake za parnost po svim diskovima. Tipično, podela je po šemi sa kružnim dodeljivanjem, kao što je ilustrovano na slici 2c. Za niz od n diskova, traka za parnost je na različitom disku za prvih n traka, a onda se uzorak ponavlja.

Raspodelom traka za parnost po svim uređajima, izbegava se potencijalno U/I usko grlo koje se nalazi u RAID 4.

12.7 RAID nivo 6

U šemi RAID 6, vrše se dva različita proračuna parnosti i skladište se u zasebnim blokovima na različitim diskovima. Zato se niz RAID 6, čiji korisnički podaci zahtevaju N diskova, sastoji od $N + 2$ diska.

Ta šema ilustrovana je na slici 2d. P i Q su dva različita algoritma za proveru podataka. Jedan od njih je proračun ekskluzivnog-ILI koji se koristi u RAID 4 i 5. Ali drugi je nezavisan algoritam za proveru podataka. To omogućava da se obnove podaci čak i ako otkazu dva diska koji sadrže korisničke podatke.

Prednost RAID 6 je u tome što on obezbeđuje veoma visoku raspoloživost podataka. Trebalo bi da otkazu tri diska unutar intervala MTTR (srednjeg vremena za opravku) da bi se izgubili podaci. S druge strane, RAID 6 unosi značajnu kaznu upisivanja zato što svako upisivanje utiče na dva bloka parnosti.

Zadatak 1. RAID sistem se sastoji od tri nezavisna diska sa sledećim karakteristikama:

Disk	Kapacitet (GB)	Vreme pristupa (ms)	Verovatnoća otkaza
1	40	8	0,03
2	40	8	0,03
3	40	8	0,03

Odrediti kapacitet, vreme pristupa i verovatnoću otkaza u slučaju:

- a) RAID 0,

b) RAID 1,

c) RAID 4, gde se poslednji disk koristi za skladištenje bita parnosti.

Rešenje:

a)

$$C_{RAID0} = \sum_{i=1}^3 C_i = 40 + 40 + 40 = 120 \text{ GB}$$

$$\frac{1}{t_{RAID0}} = \sum_{i=1}^3 \frac{1}{t_i} = \frac{1}{8} + \frac{1}{8} + \frac{1}{8} = \frac{3}{8}$$

$$\Rightarrow t_{RAID0} = \frac{8}{3} = 2,66 \text{ ms}$$

$$p_{RAID0} = \sum_{i=1}^3 p_i = 0,03 + 0,03 + 0,03 = 0,09 = 9\%$$

b)

$$C_{RAID1} = \min(C_i) = 40 \text{ GB}$$

$$t_{RAID1} = \max(t_i) = 8 \text{ ms}$$

$$p_{RAID1} = \prod_{i=1}^3 p_i = 0,03^3 = 27 \cdot 10^{-6}$$

c)

$$C_{RAID4} = C_1 + C_2 = 80 \text{ GB}$$

$$\frac{1}{t_{RAID4}} = \frac{1}{t_1} + \frac{1}{t_2} = 4 \text{ ms}$$

$$p_{RAID4} = p_1 \cdot p_2 \cdot (1 - p_3) + p_1 \cdot (1 - p_2) \cdot p_3 + (1 - p_1) \cdot p_2 \cdot p_3 + p_1 \cdot p_2 \cdot p_3 \\ = 3 \cdot p^2 \cdot (1 - p) + p^3 = 0,002646$$

Zadatak 2. RAID sistem se sastoji od tri nezavisna diska sa sledećim karakteristikama:

Disk	Kapacitet (GB)	Vreme pristupa (ms)	Pouzdanost (%)
1	100	8	99
2	150	6	98
3	200	4	98,5

Odrediti kapacitet, vreme pristupa i verovatnoću otkaza u slučaju:

a) RAID 0,

b) RAID 1,

c) RAID 4, gde se poslednji disk koristi za skladištenje bita parnosti.

Rešenje:

a)

$$C_{RAID0} = \sum_{i=1}^3 C_i = 100 + 150 + 200 = 450 \text{ GB}$$

$$\frac{1}{t_{RAID0}} = \sum_{i=1}^3 \frac{1}{t_i} = \frac{1}{8} + \frac{1}{6} + \frac{1}{4} = 1,85 \text{ ms}$$

Pošto je data pouzdanost, verovatnoća otkaza svakog od diskova se dobija kao razlika do 100%. Tako je verovatnoća otkaza prvog diska 1% ili 0,01, drugog 2% ili 0,02 i trećeg 1,5% ili 0,015.

$$p_{RAID0} = \sum_{i=1}^3 p_i = 0,01 + 0,02 + 0,015 = 0,045 = 4,5\%$$

b)

$$C_{RAID1} = \min(C_i) = 100 \text{ GB}$$

$$t_{RAID1} = \max(t_i) = 8 \text{ ms}$$

$$p_{RAID1} = \prod_{i=1}^3 p_i = 0,01 \cdot 0,02 \cdot 0,015 = 0,000003 = 0,0003\%$$

c)

$$C_{RAID4} = C_1 + C_2 = 250 \text{ GB}$$

$$\frac{1}{t_{RAID4}} = \frac{1}{t_1} + \frac{1}{t_2} = \frac{1}{8} + \frac{1}{6} = 3,43 \text{ ms}$$

$$\begin{aligned} p_{RAID4} &= p_1 \cdot p_2 \cdot (1 - p_3) + p_1 \cdot (1 - p_2) \cdot p_3 + (1 - p_1) \cdot p_2 \cdot p_3 + p_1 \cdot p_2 \cdot p_3 \\ &= 6,44 \cdot 10^{-4} \end{aligned}$$