

KOMUTACIONI SISTEMI
– Poglavlje 4 –

4 Komutaciona polja bazirana na komutaciji kola

4.1. Uvod

Postoje dva principa komutacije korisničkih signala:

- Komutacija kola
- Komutacija paketa

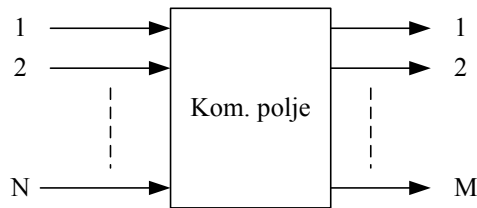
U slučaju telefonske mreže koristi se komutacija kola za prenos korisničkog signala, tj. govora. Svrha komutacije kola je da se kroz mrežu nađe fizički put kroz koji će korisnici ostvariti međusobnu komunikaciju. Taj put se ostvaruje povezivanjem raznih vodova kroz telefonsku mrežu u cilju povezivanja korisnika. Za lokalne veze u centrali povezujemo korisničke (pretplatničke) vodove, za odlazne i dolazne veze u centrali povezujemo korisničke i prenosničke vodove, a za tranzitne veze u centrali povezujemo prenosničke vodove. Kada se put pronađe i uspostavi, onda se on koristi samo za komunikaciju između ta dva korisnika dok se veza ne raskine. Veoma je bitno uočiti ovu osobinu - zauzeti resursi za jednu vezu se koriste samo za opsluživanje dotične veze dok ona traje i tek nakon raskidanja veze se oslobađaju zauzeti resursi koje potom može koristiti neka druga veza. Ovo svojstvo omogućava davanje garancija kvaliteta servisa korisnicima, ali i slabo iskorišćenje resursa mreže bazirane na komutaciji kola - na primer, postoji velik broj pauza u razgovoru: pauze između reči, između slogova, pauze dok se sluša suprotna strana, pri čemu su resursi zauzeti i blokirani za druge veze čitavo vreme nezavisno od toga da li resursi prenose koristan signal ili ne. Kasnije ćemo videti da komutacija paketa ima obrnuta svojstva.

Posao povezivanja vodova obavlja komutaciono polje koje je sastavljeno od jedne ili više celina. Svrha komutacionog polja jeste da se poveže određeni ulaz komutacionog polja sa određenim izlazom komutacionog polja da bi se povezali odgovarajući vodovi koji su priključeni na dotični ulaz, odnosno izlaz. Pošto je prenos kroz komutaciono polje jednosmeran, da bi imali dvosmernu komunikaciju moramo zauzeti dve veze kroz komutaciono polje. U telefonskoj centrali upravljački blok kontroliše komutaciono polje tj. upravljački blok komanduje komutacionom polju koje vodove treba međusobno da poveže. Veze kroz komutaciono polje mogu biti:

- Jedan na jedan – jedan ulaz se povezuje sa jednim izlazom
- Multikast veza – jedan ulaz se povezuje sa više izlaza
- Multipoint veza – više ulaza se povezuje na više izlaza

U opštem slučaju komutaciono polje ima N ulaza i M izlaza. Na slici 4.1.1. je prikazana simbolička predstava komutacionog polja. U zavisnosti od odnosa broja ulaza i izlaza komutacionog polja, razlikujemo sledeća tri slučaja:

- Kada je $M = N$ komutaciono polje ima funkciju distribucije
- Kada je $M > N$ komutaciono polje ima funkciju ekspanzije
- Kada je $M < N$ komutaciono polje ima funkciju koncentracije



Slika 4.1.1. Komutaciono polje

Postoji nekoliko karakteristika komutacionog polja koje su bitne prilikom projektovanja i odabira komutacionog polja, a to su:

- Dostupnost
- Skalabilnost
- Blokada
- Cena
- Kompleksnost
- Tip multipleksa signala na ulazu

Dostupnost i -tog ulaza se definiše kao broj izlaza komutacionog polja sa kojim taj ulaz može da se poveže. Ukoliko posmatrani ulaz može da se poveže sa svim izlazima ostvarena je potpuna dostupnost. Od interesa je da čitavo komutaciono polje bude potpuno dostupno tj. da se bilo koji ulaz komutacionog polja može povezati sa bilo kojim izlazom komutacionog polja.

Pretpostavimo da su već uspostavljene neke veze kroz komutaciono polje i da želimo da povežemo neki slobodan ulaz sa nekim slobodnim izlazom. Može se desiti da bez obzira što su i ulaz i izlaz slobodni da ih ne možemo povezati jer se desila unutrašnja blokada u komutacionom polju usled zauzetosti resursa od strane već uspostavljenih veza. Razlikujemo po pitanju blokade tri vrste komutacionih polja:

- Komutaciona polja sa potpunom blokadom
- Komutaciona polja sa uslovnom blokadom
- Komutaciona polja bez blokade

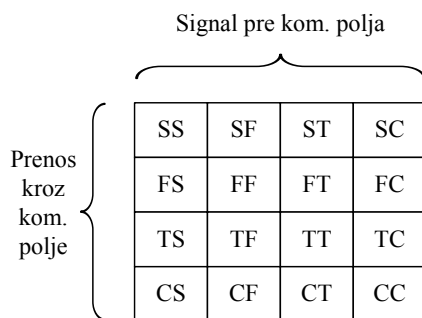
U slučaju komutacionih polja sa potpunom blokadom, ne možemo uspostaviti traženu vezu bez obzira kako prerasporedili postojeće veze kroz komutaciono polje. U slučaju uslovne blokade, pri uspostavi tražene veze može se desiti da dođe do blokade, ali se preuređivanjem već postojećih veza kroz komutaciono polje može izvršiti deblokada tražene veze i onda se ona može uspostaviti kroz komutaciono polje. U slučaju komutacionog polja bez blokade možemo uvek da povežemo bilo koji slobodan ulaz sa bilo kojim slobodnim izlazom bez obzira na već postojeće veze.

Takođe, bitna osobina je i skalabilnost komutacionog polja. Komutaciona polja se ne formiraju od jedne celine već od više celina, radi omogućavanja skalabilnosti komutacionog polja tj. proširivanja kapaciteta komutacionog polja po potrebi što je u praksi bitno jer se zahtevani kapacitet razlikuje od slučaja do slučaja, a pri tome često dolazi do potrebe za proširenjem kapaciteta kada se priključuju novi korisnici i tada princip skalabilnosti omogućava da se komutaciono polje samo proširi, a ne da se instalira kompletno novo komutaciono polje u

centrali. Skalabilnost omogućava znatno veću fleksibilnost sistema, kao i nižu cenu nadogradnje komutacionog polja tj. centrale.

Bitna karakteristika je i kompleksnost i cena komutacionog polja koja u velikoj meri zavisi od realizacije komutacionog polja. U komutacionom polju se nalaze prekidači i memorije i cilj je da broj prekidača i kapacitet memorije budu što manji, a efikasnost komutacionog polja što veća.

Sama realizacija komutacionog polja u velikoj meri zavisi i od tipa multipleksa signala koji dolazi na ulaz komutacionog polja. Teorijski postoji 16 varijanti (kombinacija 4 mogućnosti multipleksa signala na ulazu u komutaciono polje i 4 mogućnosti za prenos kroz komutaciono polje) što je prikazano na slici 4.1.2.



Slika 4.1.2. Pregled kombinacija u realizaciji komutacionog polja

Multipleksi na ulazu komutacionog polja mogu biti:

- **S** – prostorni multipleks (SDM) – svakom korisniku odgovara jedan ulaz
- **T** – vremenski multipleks (TDM)
- **F** – frekvencijski multipleks (FDM)
- **C** – kodni multipleks (CDM)

Prenos kroz komutaciono polje može biti:

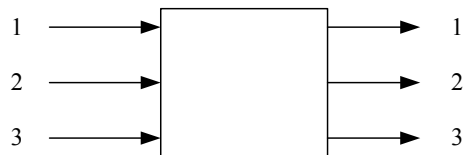
- **S** – prostorna komutacija
- **T** – komutacija u vremenskom domenu
- **F** – komutacija u frekvencijskom domenu
- **C** – komutacija u kodnom domenu

U komutacionim poljima se u početku koristila varijanta SS (signal je bio prostorno multipleksiran (svakom korisniku je dodeljen jedan fizički ulaz u komutaciono polje, a komutacija je bila prostorna). Danas se koristi TT varijanta (signali dolaze na ulaze komutacionog polja vremenski multipleksirani, a komutacija se vrši u vremenskom domenu).

4.2. Analogni komutacioni polja

U slučaju analognih komutacionih polja koristi se SS varijanta. Signali na komutaciono polje dolaze prostorno multipleksirani tj. svakom korisniku odgovara jedna linija, a komutacija

se vrši takođe prostorno tj. fizički se spajaju vodovi kroz komutaciono polje putem prekidača. Posmatrajmo primer komutacionog polja sa tri ulaza i tri izlaza prikazanom na slici 4.2.1.

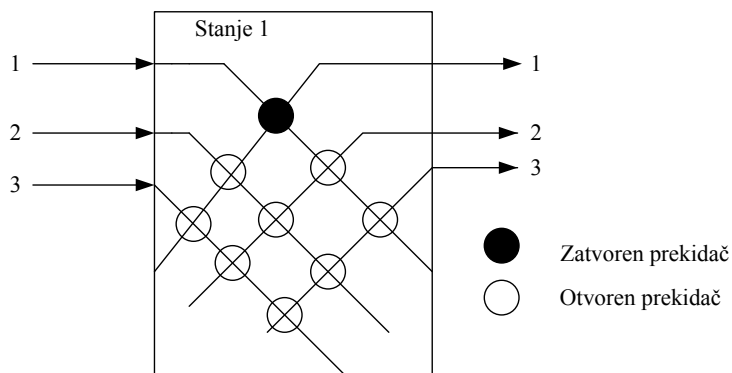


Slika 4.2.1. Komutaciono polje sa tri ulaza i tri izlaza

Za dati primer postoji ukupno 34 moguća stanja:

- Stanje 0 - svi ulazi i izlazi su nepovezani,
- Stanje 1 - povezan je ulaz 1 sa izlazom 1, a ostali ulazi i izlazi su nepovezani
- Stanje 2 - povezan je ulaz 1 sa izlazom 2, a ostali ulazi i izlazi su nepovezani
-

Navedena stanja se realizuju pomoću prekidača kao što je prikazano na slici 4.2.2.



Slika 4.2.2. Realizacija komutacionog polja sa tri ulaza i tri izlaza

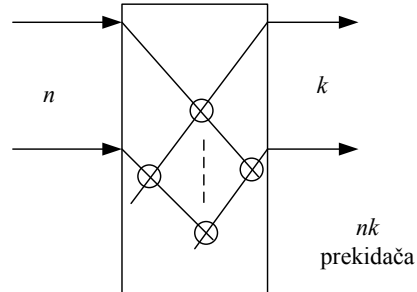
Tabela 4.2.1. – Broj prekidača direktnog rešenja i minimalan broj prekidača komutacionog polja $N \times N$

N	Broj stanja	Broj prekidača direktnog rešenja	Min. broj prekidača
5	1546	25	11
10	234662231	100	28
20	1.727e+021	400	71
30	1.241e+036	900	120
40	1.906e+052	1600	174
50	2.962e+069	2500	231

Na slici 4.2.2 je prikazan primer stanja 1. Jedan izlaz se očigledno ne može povezati na više ulaza jer bi došlo do sudara. Potreban broj prekidača, u slučaju kad se koristi direktno rešenje kao na slici 4.2.2, je MN . Međutim, prekidače karakteriše binarna funkcija otvoren/zatvoren (dva moguća stanja prekidača). Otuda, ako imamo MN prekidača možemo da ostvarimo 2^{MN} stanja. Pretpostavimo da imamo komutaciono polje kod koga je $M = N$. Tabela 4.2.1 prikazuje za različite vrednosti parametra N , broj stanja komutacionog polja, broj prekidača direktnog rešenja i minimalan broj prekidača koji je potreban za razlikovanje svih stanja komutacionog polja. Očigledno, direktno rešenje nije optimalno sa stanovišta broja prekidača. Postavlja se pitanje kako naći najekonomičnije rešenje koje će trošiti najmanji broj prekidača.

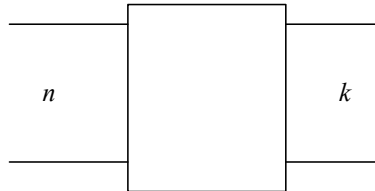
Rešenje se nalazi u kreiranju komutacionih polja čiji su osnovni činioci komutatori koji u suštini predstavljaju mala komutaciona polja bazirana na direktnom rešenju čiji je princip prikazan na slici 4.2.2.

4.2.1. Komutator



Slika 4.2.1.1. Komutator

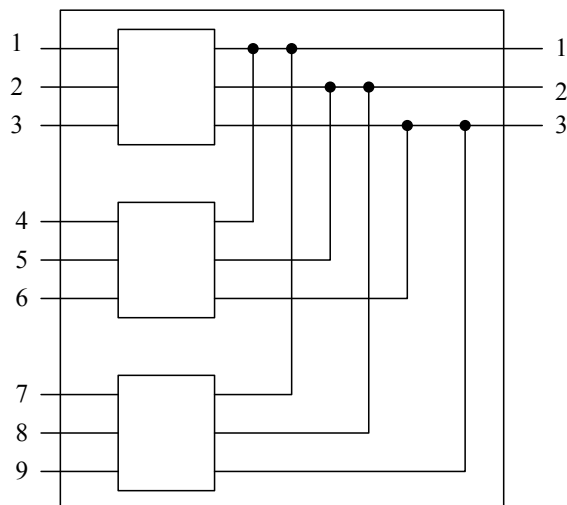
Pod komutatorom ćemo podrazumevati osnovnu jedinicu od koje je sastavljeno komutaciono polje. Komutator je u suštini malo komutaciono polje koje je potpuno dostupno i neblokirajuće tj. svaki ulaz i izlaz se mogu povezati ako su slobodni bez obzira na već uspostavljene veze kroz komutator. Pri tome ćemo smatrati da je broj ulaza u komutator n , a broj izlaza k , pri čemu n i k mogu biti u bilo kom međusobnom odnosu. Smatraćemo da je komutator realizovan direktnim pristupom sa nk prekidača kao što je prikazano na slici 4.2.1.1. Oznaka (simbol) za komutator je prikazana na slici 4.2.1.2. Smatraćemo da je cena komutatora srazmerna broju prekidača.



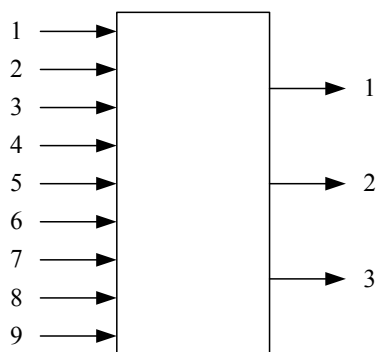
Slika 4.2.1.2. Simbol komutatora

4.2.2. Komutaciona polja sa jednom kaskadom

Na slici 4.2.2.1. je dat primer jednog komutacionog polja sa jednom kaskadom koje ima 9 ulaza i 3 izlaza načinjenog od komutatora sa 3 ulaza i 3 izlaza. U ovoj varijanti je vršeno paralelno vezivanje izlaza komutatora i taj postupak se naziva postupak mešanja (*grading*). Ovo komutaciono polje omogućava potpunu dostupnost tj. svaki od 3 ulaza se može spojiti sa bilo kojim od 9 izlaza, a takođe ovo komutaciono polje je neblokirajuće tj. ako su posmatrani ulaz i izlaz slobodni oni se mogu povezati bez obzira na to koje su već veze uspostavljene. Simbolički prikaz ovog komutacionog polja je dat na slici 4.2.2.2.

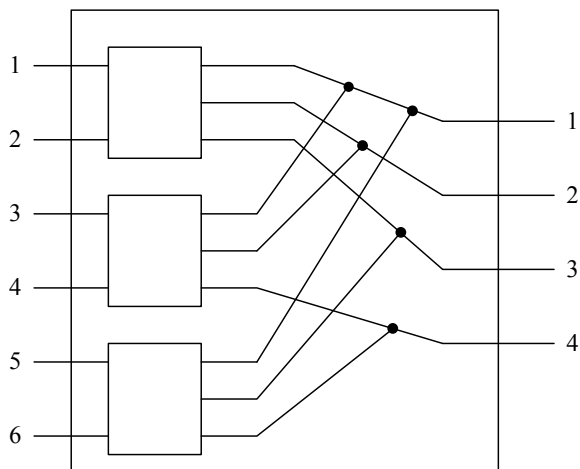


Slika 4.2.2.1. Komutaciono polje sa devet ulaza i tri izlaza



Slika 4.2.2.2. Simbol za komutaciono polje sa devet ulaza i tri izlaza

Na slici 4.2.2.3 je dat primer komutacionog polja sa 6 ulaza i 4 izlaza napravljenog od komutatora sa 2 ulaza i 3 izlaza.

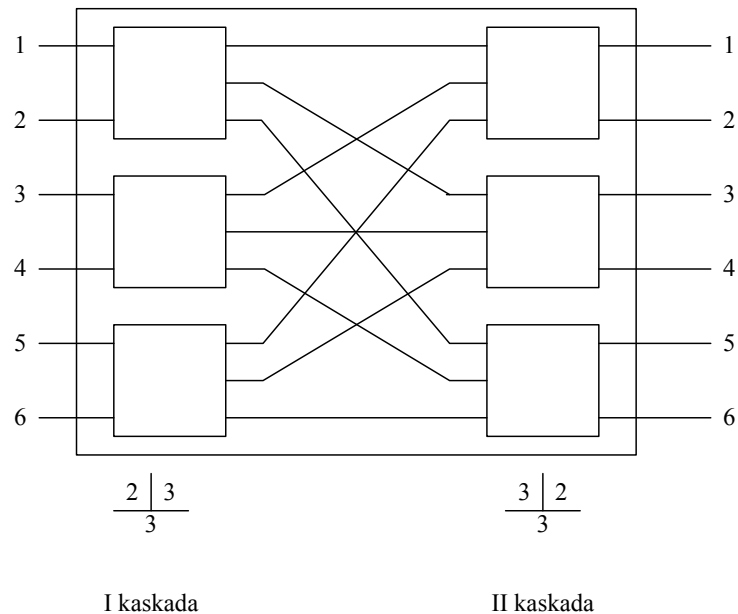


Slika 4.2.2.3. Komutaciono polje sa 6 ulaza i četiri izlaza

Ovo komutaciono polje ne omogućava potpunu dostupnost (npr. ulaz 1 se ne može povezati sa izlazom 4).

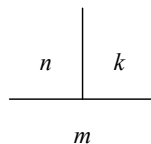
4.2.3. Komutaciona polja sa dve kaskade

Na slici 4.2.3.1 je prikazano jedno komutaciono polje sa dve kaskade.



Slika 4.2.3.1. Dvokaskadno komutaciono polje sa 6 ulaza i 6 izlaza

Postoje dva obeležavanja polja sa više kaskada. Prvo obeležavanje je da se ispod svake kaskade stavi oznaka prikazana na slici 4.2.3.2. Podrazumeva se da se u kaskadi nalaze identični komutatori.



Slika 4.2.3.2. Oznaka za kaskadu

- n – broj ulaza u jedan komutator iz posmatrane kaskade
- k – broj izlaza iz jednog komutatora iz posmatrane kaskade
- m – broj komutatora u posmatranoj kaskadi

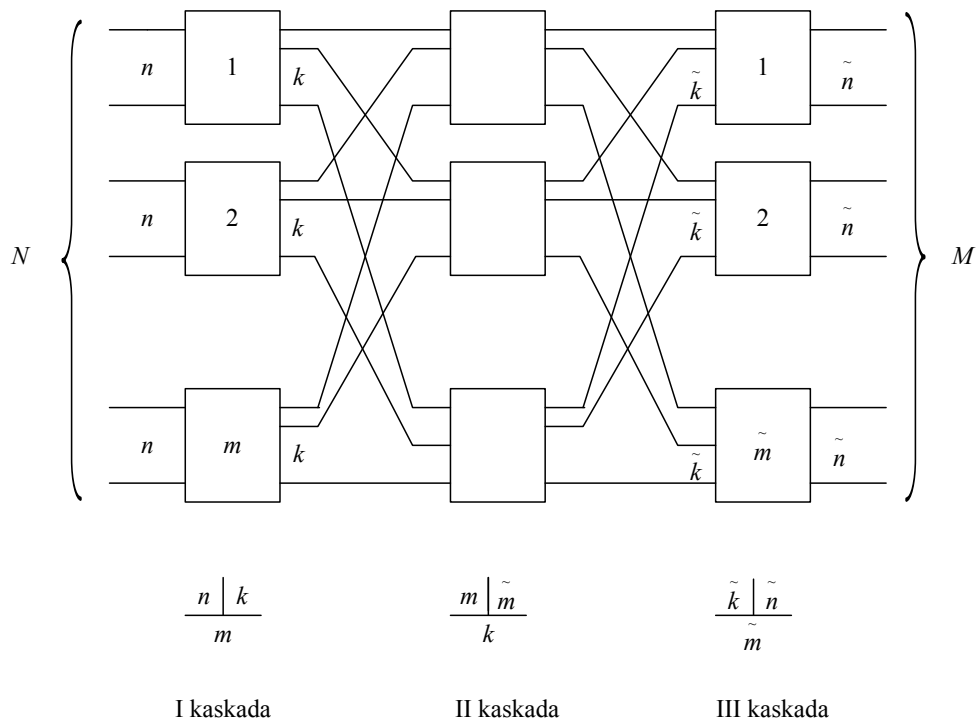
Prilikom povezivanja kaskada broj izlaza iz jednog komutatora npr. i -te kaskade mora biti jednak broju komutatora u sledećoj kaskadi ($i+1$ -oj kaskadi), a broj ulaza u jedan komutator iz te sledeće ($i+1$) kaskade mora biti jednak broju komutatora u i -toj kaskadi.

Pošto je za realizaciju komutacionog polja sa slike 4.2.3.1 korišćeno standardno (Closovo) povezivanje onda možemo koristiti i oznaku $C(2,3,3,2)$, gde C označava da je korišćeno standardno (Closovo) povezivanje, a brojevi redom znače: broj ulaza u jedan komutator u prvoj kaskadi, broj komutatora u prvoj kaskadi, broj komutatora u drugoj kaskadi i broj izlaza iz jednog komutatora druge kaskade. Standardno povezivanje podrazumeva sledeći princip povezivanja kaskada – ako posmatramo veze izlaza i -tog komutatora posmatrane kaskade sa komutatorima sledeće kaskade, onda se za ostvarivanje tih veza koristi sledeći princip: prvi izlaz se vezuje za i -ti ulaz prvog komutatora sledeće kaskade, drugi izlaz se vezuje za i -ti ulaz

drugog komutatora sledeće kaskade i tako redom do zadnjeg izlaza koji se vezuje za i -ti ulaz zadnjeg komutatora sledeće kaskade.

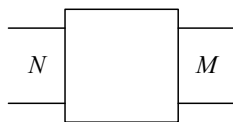
4.2.4. Komutaciona polja sa tri kaskade

Za razliku od jednokaskadnih i dvokaskadnih polja, trokaskadna polja imaju znatno veći značaj i primenu. Opšti oblik komutacionog polja sa tri kaskade kod koga je korišćeno standardno (Closovo) povezivanje je prikazan na slici 4.2.4.1.



Slika 4.2.4.1. Trokaskadno komutaciono polje

Sa N ($N = mn$) je obeležen ukupan broj ulaza u komutaciono polje, a sa M ($M = \tilde{n}\tilde{m}$) ukupan broj izlaza iz komutacionog polja. Simbol komutacionog polja sa N ulaza i M izlaza je prikazan na slici 4.2.4.2.

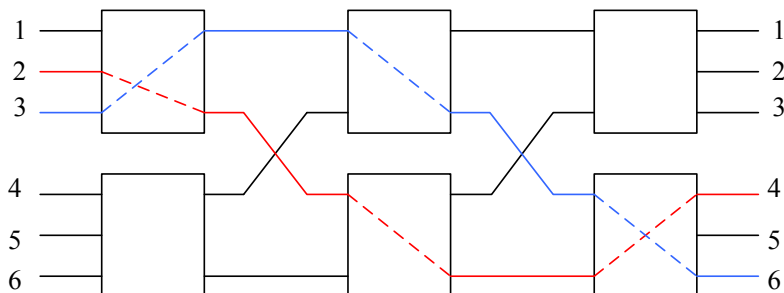


Slika 4.2.4.2. Simbol komutacionog polja

Pošto se koristi standardno povezivanje onda je oznaka za prikazano komutaciono polje $C(n, m, k, \tilde{m}, \tilde{n})$, pri tome je naravno $k = \tilde{k}$ i za ovakvo polje se onda kaže da je u pitanju trokaskadna Closova struktura. Ukupan broj prekidača ovog komutacionog polja je $S_3 = mnk + km\tilde{m} + \tilde{m}k\tilde{n}$ (zbir prekidača u prvoj, drugoj i trećoj kaskadi, respektivno). Postavlja se sada nekoliko pitanja, a to su pitanje potpune dostupnosti, blokade i broja prekidača u odnosu na direktno rešenje koje ima NM prekidača.

Po pitanju potpune dostupnosti, trokaskadne Closove strukture su potpuno dostupne pri čemu postoji više potencijalnih putanja između bilo kojih posmatranih ulaza i izlaza. Međutim, dalje se postavlja pitanje da li je Closova struktura neblokirajuća ili do blokade ipak može da dođe. Posmatrajmo tri primera.

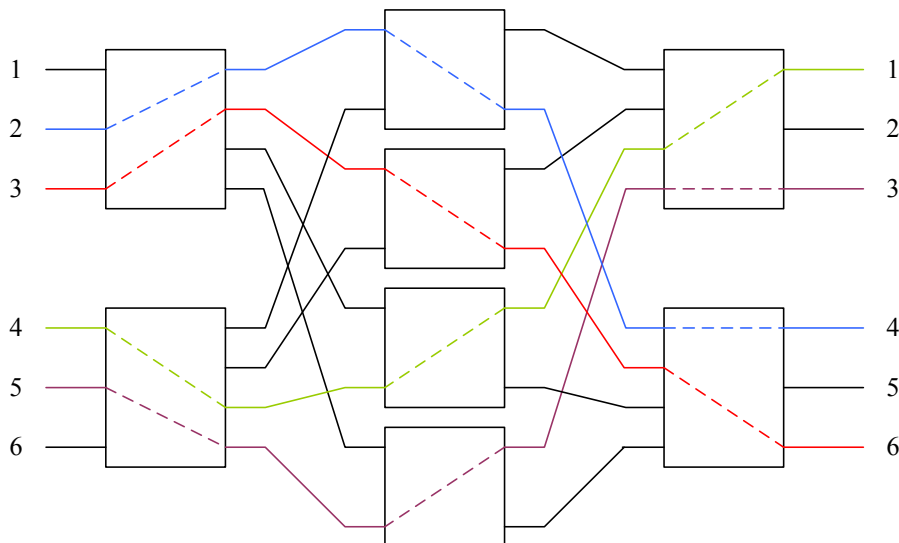
Prvi primer:



Slika 4.2.4.3. $C(3,2,2,2,3)$ komutaciono polje

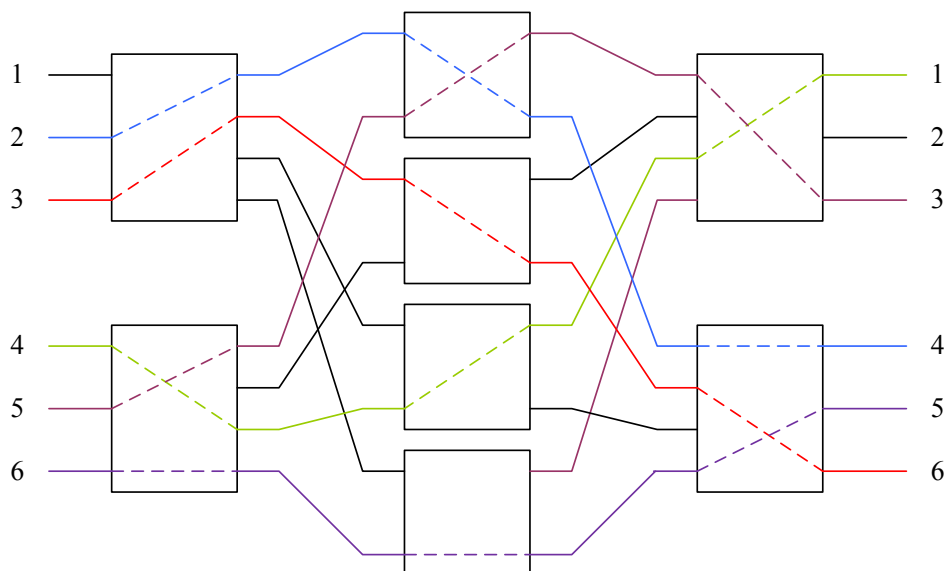
Na slici 4.2.4.3 je prikazana trokaskadna Closova struktura $C(3,2,2,2,3)$ koja je potpuno blokirajuća. U ovom primeru su uspostavljene dve veze: ulaz 2 je povezan sa izlazom 4, a ulaz 3 sa izlazom 6. Ako hoćemo da uspostavimo vezu između ulaza 1 i bilo kog od izlaza 1,2,3 ili 5 to ne možemo učiniti, pa čak i ukoliko bi preuređivali već postojeće dve veze.

Drugi primer:



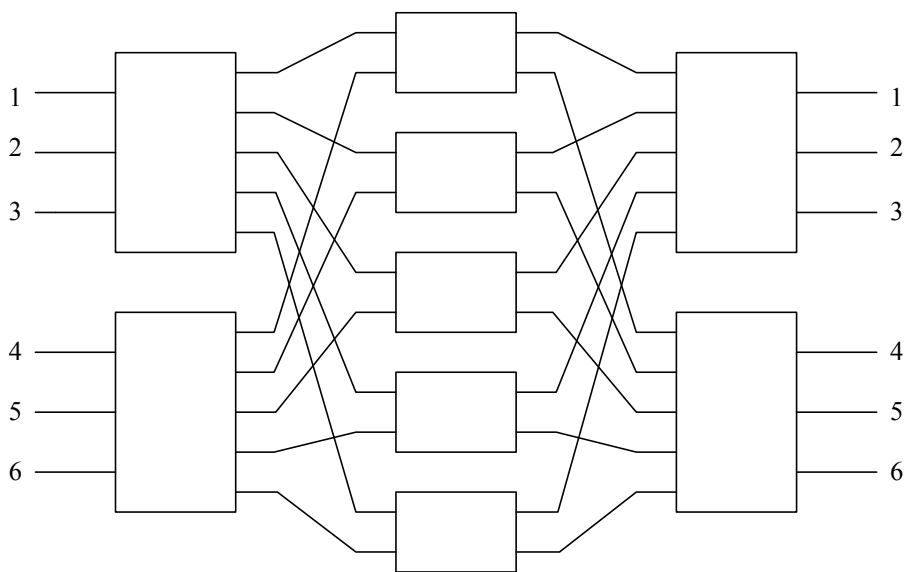
Slika 4.2.4.4. $C(3,2,4,2,3)$ komutaciono polje

Na slici 4.2.4.4 je prikazana trokaskadna Closova struktura $C(3,2,4,2,3)$ koja je uslovno blokirajuća. U ovom primeru su uspostavljene veze između ulaza 2 i izlaza 4, ulaza 3 i izlaza 6, ulaza 4 i izlaza 1 i ulaza 5 i izlaza 3. Ako hoćemo da uspostavimo vezu između ulaza 6 i izlaza 5 vidimo da je veza blokirana, međutim, ova veza se može odblokirati ukoliko se postojeće veze preurede. Na primer, možemo vezu između ulaza 5 i izlaza 3 ostvariti koristeći prvi komutator iz srednje kaskade čime bi odblokirali vezu između ulaza 6 i izlaza 5 što je prikazano na slici 4.2.4.5.



Slika 4.2.4.5. Odblokirana veza

Primer 3:



Slika 4.2.4.6. $C(3,2,5,2,3)$ komutaciono polje

Na slici 4.2.4.6 je prikazana trokaskadna Closova struktura $C(3,2,5,2,3)$ koja je neblokirajuća. U slučaju ove neblokirajuće strukture možemo da povežemo bilo koji ulaz sa bilo kojim izlazom ako je on slobodan bez obzira na već uspostavljene veze kroz komutaciono polje.

Na osnovu prethodna tri primera možemo da vidimo da je treći slučaj neblokirajućeg polja najbolji jer nema blokade, a takođe treći primer komutacionog polja sadrži najveći broj potencijalnih putanja od svakog ulaza do bilo kog izlaza (5 putanja), ali je najlošije po pitanju cene koja je srazmerna broju prekidača, dok je prvi primer obrnut (najlošiji po pitanju blokade i najmanje potencijalnih putanja od svakog ulaza do bilo kog izlaza (2 putanje), ali i najjeftiniji jer ima najmanje prekidača).

Clovov uslov određuje kakvog je tipa Closova trokaskadna struktura po pitanju blokade (blokirajuća ili neblokirajuća). Closov uslov glasi (k – broj komutatora u srednjoj kaskadi):

$$k \geq n + \tilde{n} - 1 \quad (4.2.4.1)$$

Ako je ispunjen Closov uslov komutaciono polje je neblokirajuće, u suprotnom je blokirajuće. Dokaz za ovo tvrđenje se lako izvodi. Closov je pretpostavio najgori slučaj. Posmatrajmo neki fiksiran ulaz i izlaz i pokušajmo ih povezati. Najgori slučaj što se tiče već uspostavljenih veza je da su svi ulazi sa komutatora gde se nalazi posmatrani ulaz zauzeti tj. već su uspostavili veze. Analogno tome su i svi izlazi sa komutatora gde se nalazi posmatrani izlaz zauzeti. I pri tome su svi ulazi koji su već uspostavili veze koristili različite komutatore u srednjoj kaskadi pri uspostavi veze (ukupno $n - 1$), a svi izlazi sa komutatora gde je posmatrani izlaz takođe su koristili različite komutatore iz srednje kaskade (ukupno $\tilde{n} - 1$) i pri tome ne one koje su koristili već pomenuti ulazi sa komutatora gde je posmatrani ulaz (to znači da nijedan ulaz sa komutatora gde je posmatrani ulaz nije povezan sa bilo kojim izlazom sa komutatora gde se nalazi posmatrani izlaz). Najgori slučaj stoga podrazumeva da je iskorišćeno ukupno $n + \tilde{n} - 2$ komutatora iz srednje kaskade koji se stoga ne mogu iskoristiti za povezivanje posmatranog ulaza i izlaza. Iz tog razloga nam treba bar još jedan komutator u srednjoj kaskadi da bi mogli uspostaviti traženu vezu i prevazići ovaj najgori slučaj i time dobijamo u stvari Closov uslov. Ako je u Closovom uslovu ispunjena jednakost onda kažemo da je u pitanju Closovo rešenje:

$$k = n + \tilde{n} - 1 \quad (4.2.4.2)$$

Slepianov uslov predstavlja uslov da bi trokaskadno Closovo komutaciono polje bilo uslovno blokirajuće. Slepianov uslov glasi:

$$k \geq \max\left(n, \tilde{n}\right) \quad (4.2.4.3)$$

Ako je ispunjen Slepianov uslov onda je trokaskadno Closovo komutaciono polje bar uslovno blokirajuće i tada u slučaju blokade maksimalan broj preuređivanja već postojećih veza je $m + \tilde{m} - 2$ ($l \leq m + \tilde{m} - 2$, gde je l broj preuređivanja).

Paullov rezultat daje korekciju Slepianovog uslova i to onog dela koji se odnosi na maksimalan broj preuređivanja postojećih veza da bi se odblokirala postojeća veza. Paullov rezultat kaže da je potreban broj preuređivanja već postojećih veza manji od $\min\left(m, \tilde{m}\right)$ ($l < \min\left(m, \tilde{m}\right)$). Paull je razvio Paullov algoritam za preuređivanje postojećih veza da bi se odblokirala blokirana veza u slučaju blokade veze. Ovaj algoritam ćemo predstaviti konkretnim primerom.

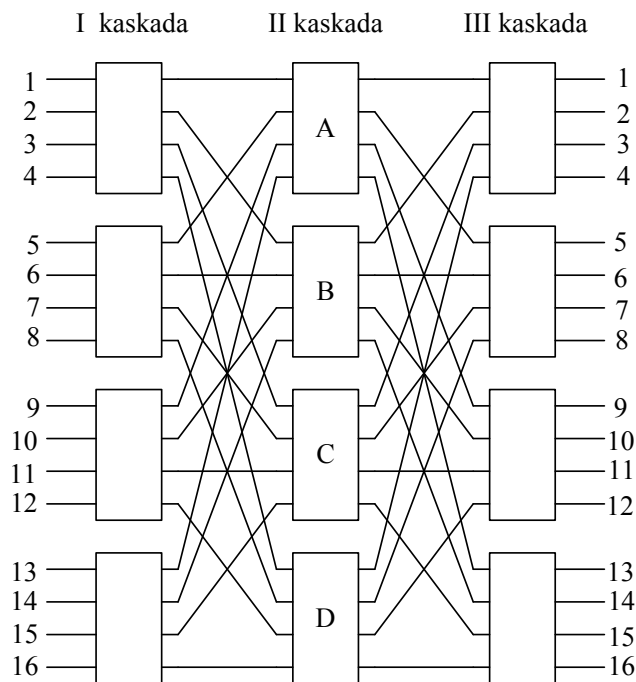
Primer Paullovog algoritma. Dato je trokaskadno komutaciono polje (KP) $C_3(4,4,4,4,4)$. Za dato KP su uspostavljene sledeće veze: (1,C,10), (2,B,5), (3,D,13), (4,A,15), (5,A,1), (6,C,6), (8,B,14), (9,D,7), (11,C,2), (12,A,12), (13,D,9), (16,B,3). Koristeći Paullov algoritam izvršićemo deblokadu veze (7,11).

Oznaka $C_3(n, m, k, \tilde{m}, \tilde{n})$ je standardna oznaka kojom se obeležava trokaskadno Closovo

komutaciono polje, gde su oznake:

- n – broj ulaza u komutator iz prve kaskade
- m – broj komutatora u prvoj kaskadi
- k – broj komutatora u drugoj kaskadi
- \tilde{m} – broj komutatora u trećoj kaskadi
- \tilde{n} – broj izlaza iz komutatora u trećoj kaskadi

Na 4.2.4.7 je prikazana blok-šema komutacionog polja $C_3(4,4,4,4,4)$.



Slika 4.2.4.7. Blok-šema komutacionog polja $C_3(4,4,4,4,4)$

Na slici 4.2.4.7 je prikazano detaljno kako se vrši standardno (Closovo) povezivanje. Uspostavljene veze su prikazane Paullovom matricom na slici 4.2.4.8. Redovi ove matrice odgovaraju komutatorima I kaskade, a kolone komutatorima III kaskade. Veza (1,C,10) koristi prvi komutator prve kaskade i treći komutator treće kaskade, što u Paullovoj matrici odgovara preseku prvog reda i treće kolone. U tom preseku, tj. polju se upisuje oznaka komutatora srednje kaskade koju koristi dotična veza, a u pitanju je komutator C. Na identičan način se unose i ostale veze u Paullovu matricu. Za neku vezu kažemo da je blokirana ako unija skupova komutatora srednje kaskade, koji se nalaze u odgovarajućem redu i koloni Paullove matrice, sadrži sve komutatore srednje kaskade. To je i logično, jer ako se pogleda šema komutacionog polja, može se videti da je nemoguće da se u istom redu Paullove matrice dva puta javi isti komutator srednje kaskade, a isto važi i za kolone Paullove matrice. Naime, od jednog komutatora prve kaskade do bilo kog komutatora treće kaskade ima puteva koliko i komutatora srednje kaskade, pri čemu svaki komutator srednje kaskade odgovara jednom putu.

	III	1	2	3	4
I		1	2	3	4
1		B	C	A,D	
2	A	C		B	
3	C	D	A		
4	B		D		

Slika 4.2.4.8. Prikaz uspostavljenih veza upotrebom Paullove matrice

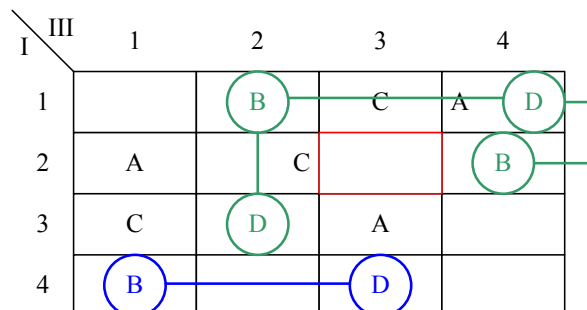
Crveno polje na slici 4.2.4.8 označava polje kojem pripada veza (7,11) i očigledno je ona blokirana jer unija vrste 2 i kolone 3 obuhvata sve komutatore iz druge kaskade. Ovu vezu ćemo deblokirati primenom Paullovog algoritma.

Prvi korak je nalaženje razlike skupova oznaka komutatora druge kaskade iz odgovarajuće vrste i kolone kojem pripada polje gde se nalazi veza koja je blokirana. U našem slučaju druga vrsta i treća kolona su u pitanju.

$$\begin{aligned}
 2_I &= \{A, C, B\} \\
 3_{III} &= \{A, C, D\} \\
 2_I \setminus 3_{III} &= \{B\} \\
 3_{III} \setminus 2_I &= \{D\}
 \end{aligned}
 \tag{4.2.4.4}$$

Drugi korak je zatim formiranje lanaca komutatora iz druge kaskade. Jedan lanac se sastoji iz oznake jednog od komutatora koji dobijen razlikom vrste i kolone i oznake jednog od komutatora koji je dobijen razlikom kolone i vrste. Svaki lanac ima svog alternativnog para gde je samo redosled obrnut. Ukupan broj lanaca je tako $2xy$ gde je x broj elemenata skupa dobijenog razlikom vrste i kolone, a y broj elemenata skupa dobijenog razlikom kolone i vrste. U ovom primeru imamo samo dva lanca: B-D-B-.. i D-B-D-... . Da je npr. pored B bio i A u skupu koji je dobijen razlikom vrste i kolone imali bi i lance A-D-A-... i D-A-D-... . Ukoliko se dobije prazan skup za razliku vrste i kolone ili za razliku kolone i vrste, tada je nemoguće formirati lanac tj. nemoguće je deblokirati vezu.

Formirani lanci su prikazani na slici 4.2.4.9.



Slika 4.2.4.9. Lanci koji se formiraju u Paullovom algoritmu

Plavom bojom je predstavljen lanac D-B, a zelenom lanac B-D-B-D. Teoretski najkraća moguća dužina lanca je 1. U datom primeru najkraći lanac je dužine 2 i njega biramo, pošto je dužina lanca jednaka broju preuređivanja veza, pa je uvek bolje uzeti što kraći lanac jer će biti i

manje preuređivanja postojećih veza. Kada smo izabrali lanac onda vršimo njegovu inverziju tj. lanac D-B postaje B-D i time vršimo deblokadu veze (7,11) što je ilustrovano na slici 4.2.4.10 i to je treći korak.

I \ III	1	2	3	4
1		B	C	A,D
2	A	C	D	B
3	C	D	A	
4	D		B	

Slika 4.2.4.10. Deblokirana veza

Crvenim slovima su označene preuređene veze, a plavim slovom je predstavljena veza (7,D,11) koja je uspostavljena nakon što je deblokirana primenom Paullovog algoritma. Očigledno je da je broj preuređenih veza 2, tj. broj preuređenih veza je jednak dužini selektovanog lanca. ■

Algoritam preuređivanja veza ima dve varijante koje se razlikuju po vremenu aktivacije:

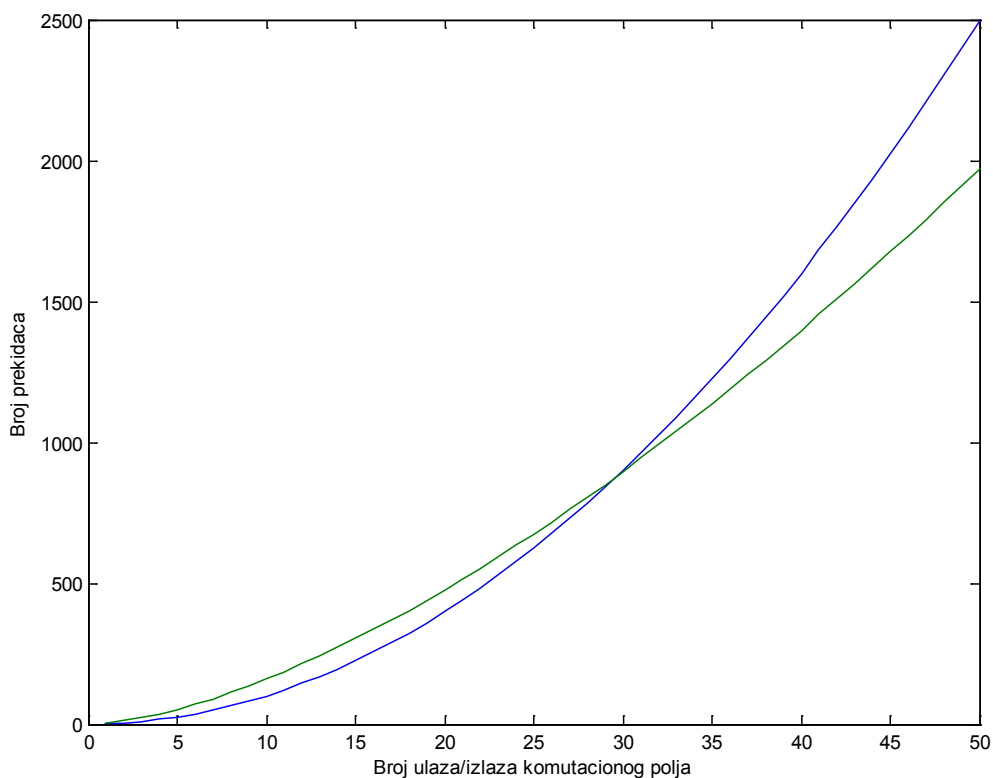
- Pre uspostave svake nove veze se aktivira algoritam preuređivanja
- Nakon raskida svake veze se vrši preuređivanje veza da bi bilo što lakše primiti nove veze

Takođe, koristi se Benešovo pravilo pri kreiranju veza kroz komutaciono polje. Ovo pravilo se zasniva u tome da se sistematski iskorišćavaju komutatori srednje kaskade. Prvo se maksimalno koristi prvi komutator iz srednje kaskade, pa onda drugi i tako redom. Na taj način ostaje najviše mogućih slobodnih veza.

Interesantan aspekt trokaskadnih Closovih struktura je i broj prekidača tj. poređenje sa direktnim strukturama po broju prekidača. Ako smatramo da koristimo Closovo rešenje i da je struktura simetrična tj. $C(n, m, k, m, n)$ i da je pri tome $m = n$ tada je ukupan broj prekidača:

$$\begin{aligned}
 S_3 &= n \cdot n(2n - 1) + (2n - 1)n \cdot n + n \cdot (2n - 1)n \\
 S_3 &= 3N(2\sqrt{N} - 1) \\
 N &= mn = n^2
 \end{aligned}
 \tag{4.2.4.5}$$

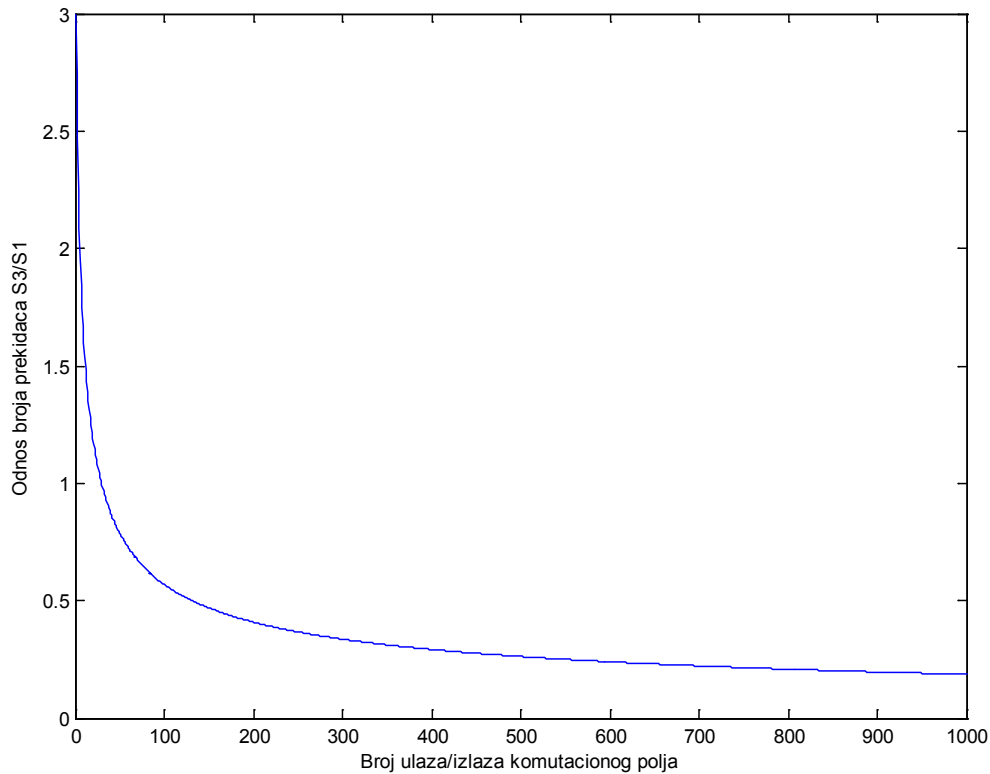
gde je N broj ulaza/izlaza u komutaciono polje. Na osnovu grafika 4.2.4.11 možemo uporediti Closovu trokaskadnu strukturu sa direktnim rešenjem (N^2) po broju prekidača:



Slika 4.2.4.11. Zavisnost broja prekidača od broja ulaza u komutaciono polje za slučaj direktnog rešenja i trokaskadne Closove strukture

Plava linija je rezultat direktnog rešenja, a zelena linija je rezultat trokaskadne Closove strukture. Vidimo da je za vrednosti veće od 30 (praktično možemo uzeti 25 jer gledamo kvadrate celih brojeva) trokaskadna Closova struktura bolja od klasičnog direktnog slučaja, što je logično jer za slučaj direktnog rešenja broj prekidača raste po kvadratnoj funkciji u zavisnosti od broja ulaza N , a kod Closove trokaskadne strukture po $N\sqrt{N}$ funkciji što je naravno sporije od kvadratne funkcije. Tako da dolazimo do zaključka da za manje strukture treba koristiti direktna rešenja, a za veće strukture treba koristiti višekaskadna rešenja.

Na grafiku 4.2.4.12 je prikazana zavisnost odnosa broja prekidača S_3/S_1 u odnosu na broj ulaza u komutaciono polje, gde S_3 odgovara trokaskadnom Closovom polju, a S_1 direktnom jednokaskadnom rešenju. Ovaj grafik takođe ilustruje prednost trokaskadnog rešenja u odnosu na jednokaskadno u slučaju većeg broja ulaza/izlaza komutacionog polja.



Slika 4.2.4.12. Zavisnost odnosa broja prekidača za trokaskadnu Closovu strukturu i direktno rešenje u zavisnosti od broja ulaza u komutaciono polje

4.2.5. Ekonomično rešenje

Postavlja se pitanje izbora tipova komutatora koje ćemo koristiti pri realizaciji trokaskadne Closove strukture za zadati broj ulaza/izlaza pa da broj prekidača bude minimalan pri čemu smatramo da je komutaciono polje simetrično (isti broj ulaza i izlaza) i da se koristi Closovo rešenje: $k = 2n - 1$.

Preciznije, želimo da odredimo optimalnu vrednost za n ako nam je dat broj ulaza u komutaciono polje N .

$$\begin{aligned}
 S_3 &= mn(2n-1) + (2n-1)mm + m(2n-1)n \\
 N = mn &\Rightarrow m = N/n \\
 S_3 &= N(2n-1)\left(2 + N/n^2\right)
 \end{aligned}
 \tag{4.2.5.1}$$

Navedeni izrazi predstavljaju zavisnost broja prekidača od dva parametra, broja ulaza u komutaciono polje N i broja ulaza u jedan komutator prve kaskade n . Dalje, želimo da nađemo optimalno n u zavisnosti od zadatog broja ulaza u komutaciono polje N . Da bi našli optimum diferenciramo izraz za S_3 po n i izjednačavamo rezultat sa nulom:

$$\begin{aligned}
\frac{dS_3}{dn} &= 0 \\
\Rightarrow 2\left(2 + N/n^2\right) + (2n-1)\left(-2N/n^3\right) &= 0 \\
2n^3 + nN - 2nN + N &= 0 \\
2n^3 - nN + N &= 0 \\
2n^3 - N(n-1) &= 0
\end{aligned}
\tag{4.2.5.2}$$

Ako pretpostavimo da je $n \gg 1$ tada dobijamo aproksimativno rešenje:

$$n \approx \sqrt{N/2} \tag{4.2.5.3}$$

i tada je optimalan broj prekidača (aproksimativno):

$$S_{3opt} \approx \frac{8}{\sqrt{2}} N^{3/2} - 4N \tag{4.2.5.4}$$

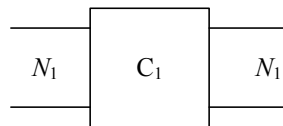
Odnos broja prekidača između optimalnog rešenja i rešenja za slučaj kada je $m = n$ je:

$$\frac{S_3}{S_{3opt}} \approx \frac{6\sqrt{2}}{8} = 1.06 \tag{4.2.5.5}$$

što znači da je za veliko N , rešenje za slučaj $m = n$ za 6% slabije od optimalnog rešenja.

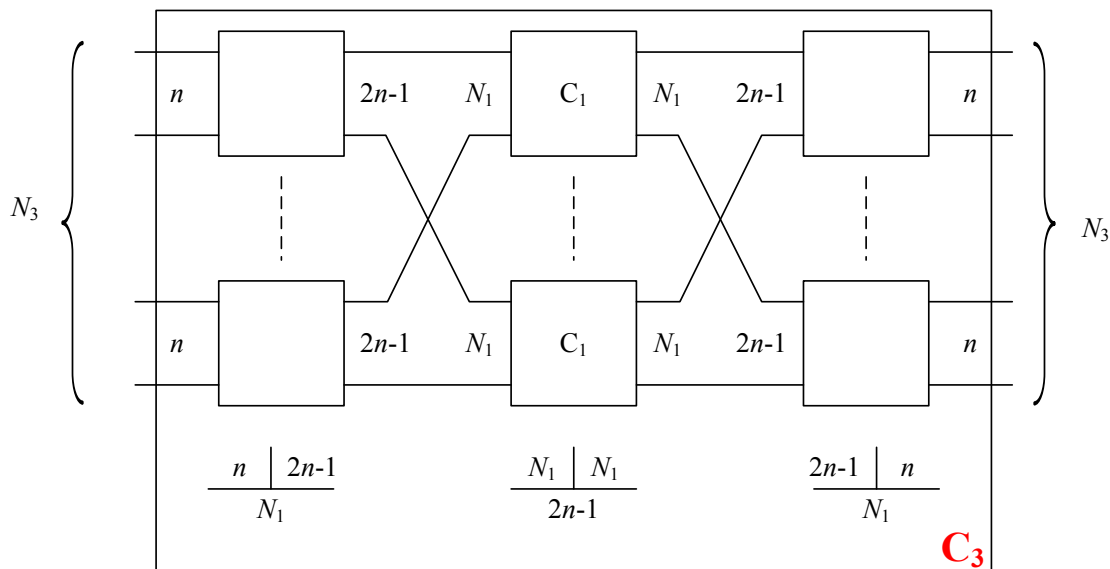
4.2.6. Komutaciona polja se većim brojem kaskada (više od 3)

Postoji više načina da se kreira komutaciono polje sa većim brojem kaskada. Jedan tip takve strukture su Closova polja sa neparnim brojem kaskada. Neka je dato komutaciono polje sa jednom kaskadom kao što je prikazano na slici 4.2.6.1.



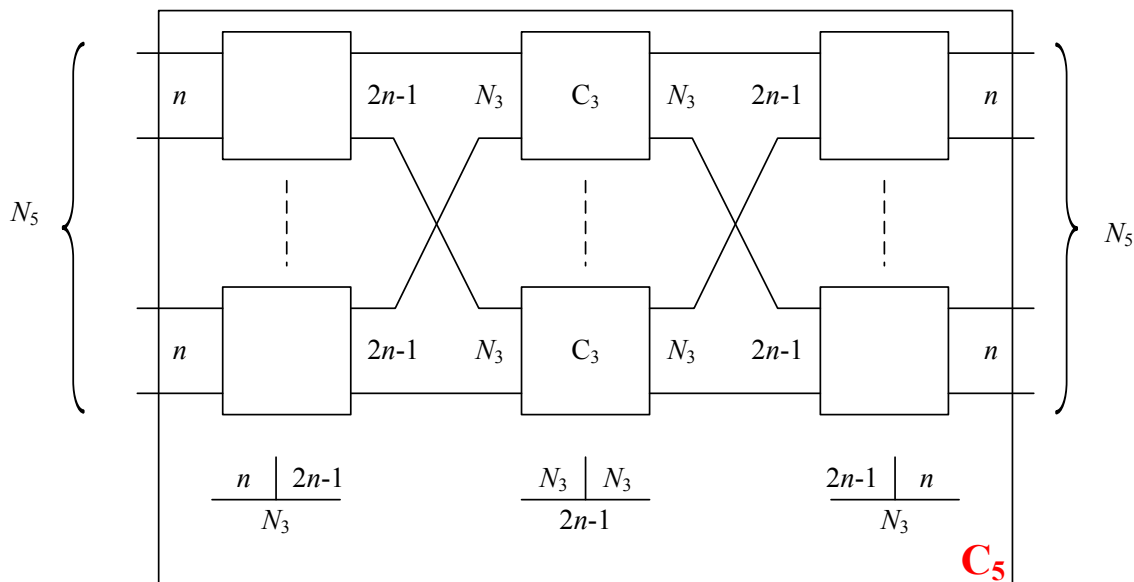
Slika 4.2.6.1. Komutaciono polje sa jednom kaskadom

Sad od ovog komutacionog polja kreiramo trokaskadno Closovo komutaciono polje tako što ove komutatore stavimo u srednju kaskadu, u prvu kaskadu stavljamo komutatore sa n ulaza i $2n-1$ izlaza, a u treću kaskadu stavimo komutatore sa $2n-1$ ulaza i n izlaza. Tako kreirano trokaskadno Closovo komutaciono polje je prikazano na slici 4.2.6.2. Sa slike 4.2.6.2 je očigledno da je $N_3 = nN_1$.



Slika 4.2.6.2. Komutaciono polje sa tri kaskade

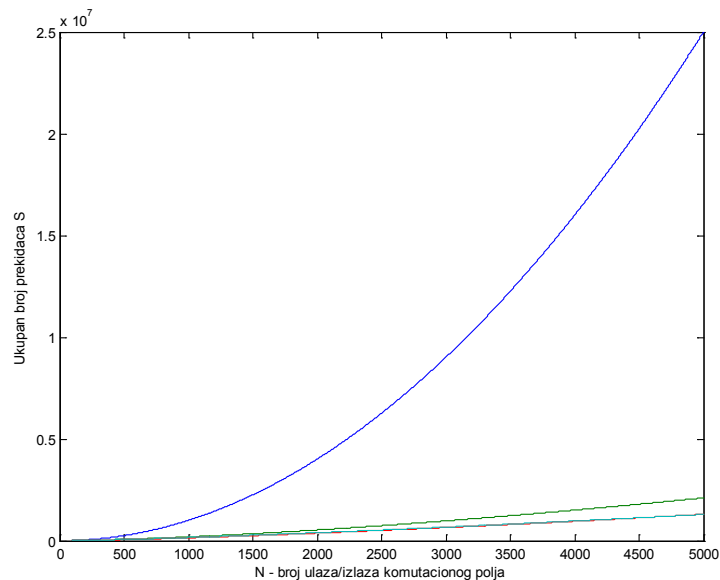
Od trokaskadne strukture dalje pravimo petokaskadnu strukturu tako što koristimo trokaskadnu strukturu kao komutatore u srednjoj kaskadi, a u prvoj i trećoj kaskadi ostaju isti tipovi komutatora kao u slučaju trokaskadne strukture. Dobijena petokaskadna struktura je prikazana na slici 4.2.6.3.



Slika 4.2.6.3. Komutaciono polje sa pet kaskada

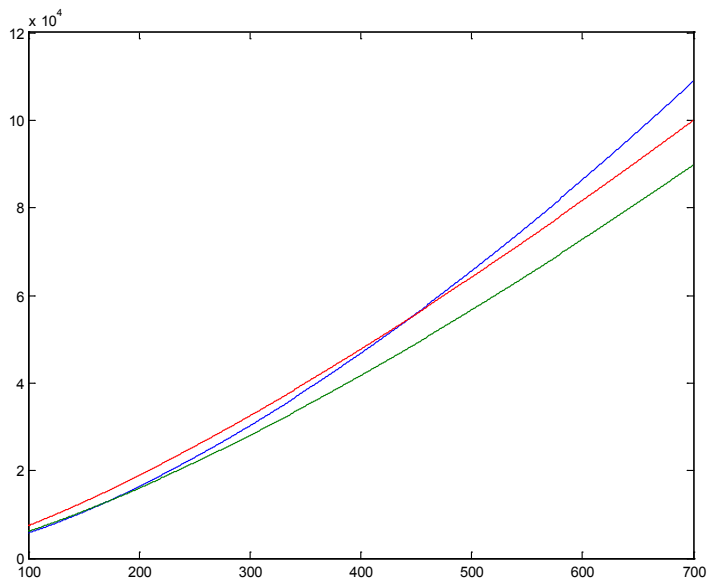
Daljim iteracijama prikazanog postupka možemo da kreiramo i naredne višekaskadne strukture: sedmokaskadne, devetokaskadne itd.

Uporedimo broj prekidača u Closovim višekaskadnim strukturama. Na slici 4.2.6.4 su prikazane krive koje daju zavisnost broja prekidača od broja ulaza u komutaciono polje za slučajeve 1 (plava), 3 (zelena), 5 (crvena) i 7 (svetloplava) kaskada.



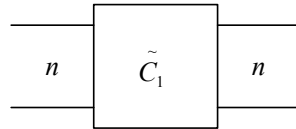
Slika 4.2.6.4. Zavisnost broja prekidača za višekaskadne Closove strukture

Sa slike 4.2.6.4 se vidi da je slučaj jedne kaskade drastično lošiji od višekaskadnih struktura (ona je jedino bolja u samom početku za jako mali broj ulaza u komutaciono polje). Trokaskadna struktura je najbolja do oko 200 ulaza u komutaciono polje, zatim sledi petokaskadna struktura koja je najbolja u oblasti oko 200 do oko 5000 ulaza u komutaciono polje, pa sedmokaskadna struktura itd. Kao što vidimo, svaka višekaskadna struktura ima region u kome je najekonomičnija sa stanovišta broja prekidača. Što je veći broj ulaza optimalnije su strukture sa sve većim brojem kaskada. Međutim, s druge strane što je više kaskada tada je komplikovanija realizacija komutacionog polja, kao i kontrola uspostavljanja veze (puta) kroz njega. Na grafiku 4.2.6.5 su prikazane trokaskadna (plava), petokaskadna (zelena) i sedmokaskadna (crvena) struktura u regionu 100-700 ulaza u komutaciono polje.



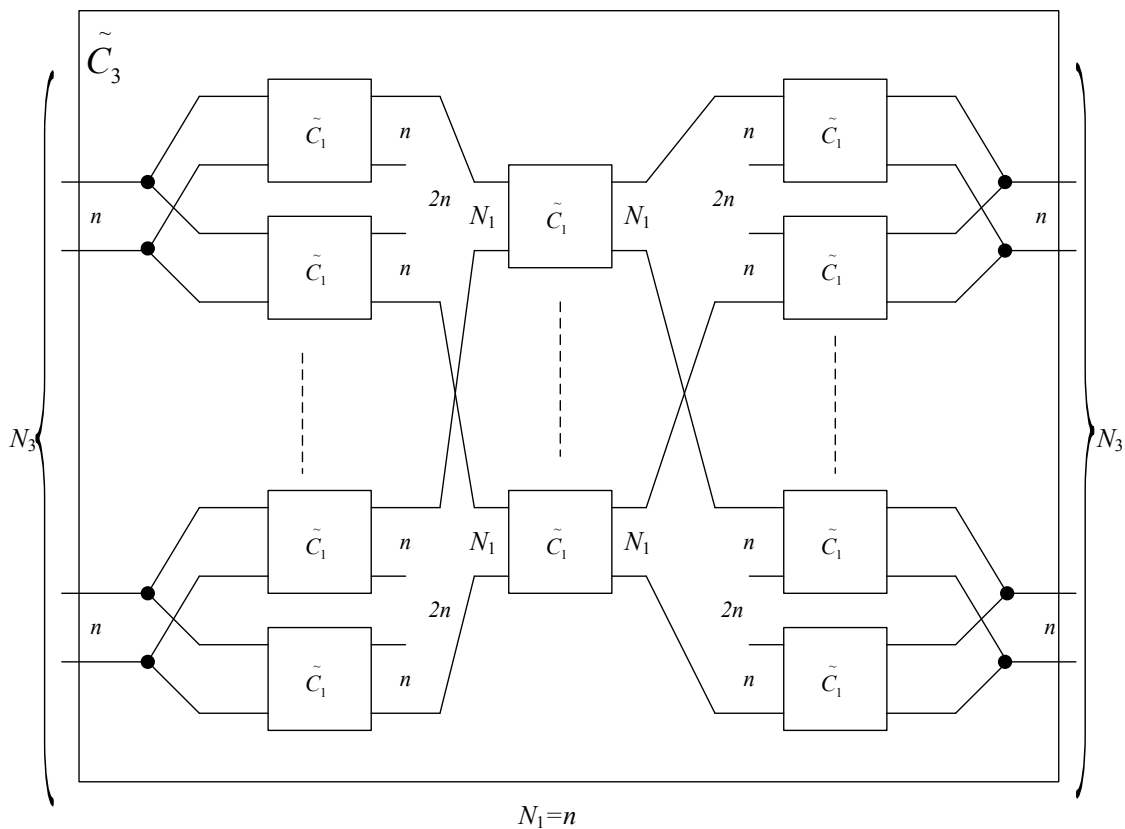
Slika 4.2.6.5. Zumirana zavisnost broja prekidača za višekaskadne Closove strukture

U slučaju višekaskadnih Closovih struktura imamo tri vrste komutatora, međutim, nekad je poželjno da imamo samo jednu ili eventualno dve vrste komutatora koje koristimo u realizaciji komutacionog polja. Postoje i takve višekaskadne strukture, a jedna od njih je iterativna struktura. Neka je na raspolaganju komutator sa slike 4.2.6.6.



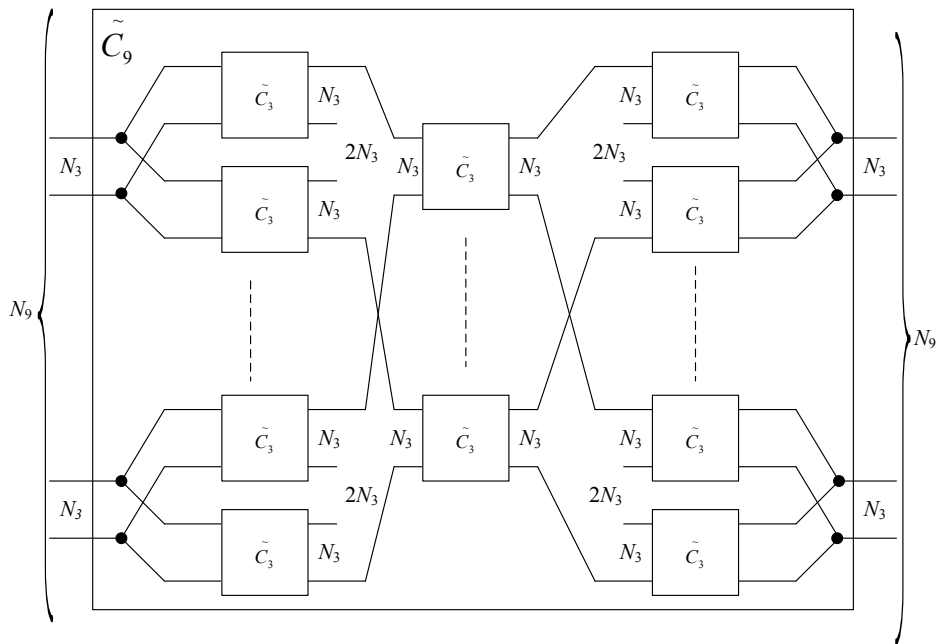
Slika 4.2.6.6. Komutator za kreiranje iterativne strukture

Od komutatora prikazanog na slici 4.2.6.6 se kreira trokaskadna iterativna struktura prikazana na slici 4.2.6.7. Sa slike 4.2.6.7, očigledno je da se u srednjoj kaskadi nalazi $2n$ komutatora. Takođe, da bi se u prikazanoj iterativnoj strukturi koristio samo jedan tip komutatora neophodno je da bude ispunjen uslov $N_1 = n$.



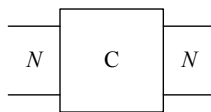
Slika 4.2.6.7. Iterativna trokaskadna struktura

Ovako dobijeno polje je bez blokade jer zadovoljava Closov uslov. Na sličan način pravi se sledeća struktura, a to je devetokaskadna iterativna struktura (slika 4.2.6.8), samo umesto jednokaskadnih struktura koristimo trokaskadne strukture. Ovaj postupak se može dalje iterativno ponavljati. Prikazani postupak se još naziva i fraktalni metod. Iterativne strukture imaju teoretski značaj, ali se ne koriste u praksi.



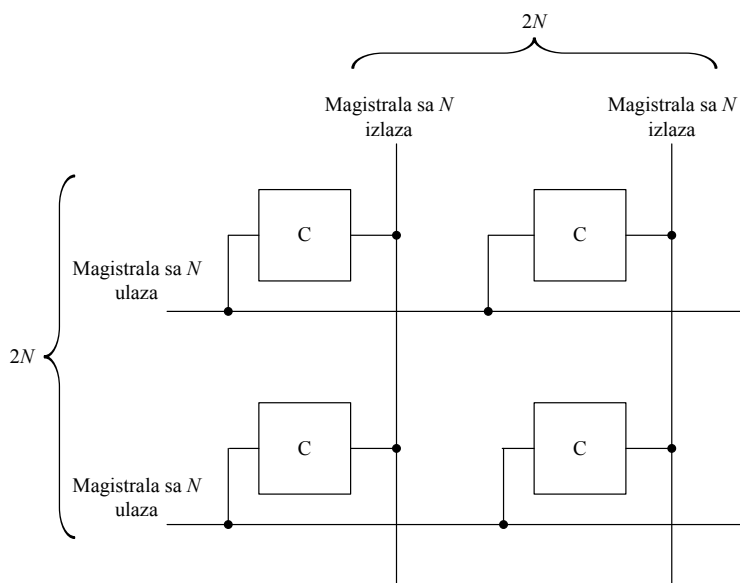
Slika 4.2.6.8. Iterativna devetokaskadna struktura

Druga višekaskadna struktura koja koristi samo jedan tip komutatora je koordinatna struktura (koristi se koordinatni princip). Pri realizaciji ovih struktura koristimo komutator prikazan na slici 4.2.6.9.



Slika 4.2.6.9. Komutator

Od komutatora prikazanih na slici 4.2.6.9 prave se koordinatne strukture tako što komutatore sa slike 4.2.6.9 povežemo u koordinatnu mrežu. U primeru sa slike 4.2.6.10 je prikazana struktura sa $2N$ ulaza i izlaza.



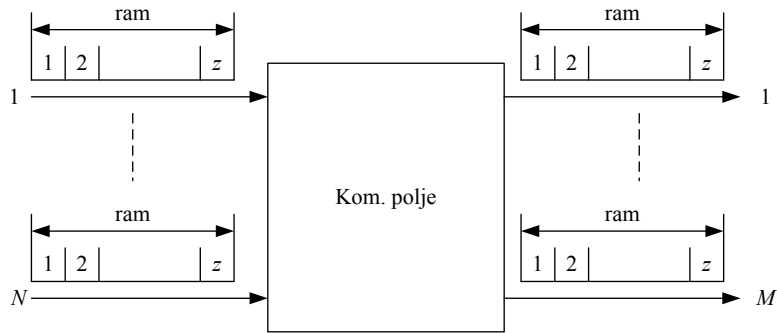
Slika 4.2.6.10. Koordinatna struktura

Za ovu strukturu su upotrebljena 4 identična komutatora. Ako želimo da kreiramo komutaciono polje od kN ulaza/izlaza onda nam je potrebno k^2 komutatora. Koordinatne strukture su često primenjivane u praksi.

4.3. Digitalna komutaciona polja

Digitalna komutaciona polja bazirana na komutaciji kola koja se koriste u telefonskim mrežama alternativno nazivamo TDM ili PCM komutaciona polja. Navedeni alternativni nazivi proističu iz toga što se na ulazima i izlazima ovih komutacionih polja dovode/odvode vremenski multipleksirani signali. Naime, videli smo u prethodnom poglavlju da u toku razgovora, KOA (preciznije SLAC deo) kreira digitalne odbirke govornog signala. Ovi odbirci se dovode na multiplekser učesničkog bloka (kojem pripada korisnik). Multiplekser formira TDM multipleks koji je istovremeno i PCM multipleks jer se tipično koristi PCM modulacija. Multiplekser svakom aktivnom korisniku dodeljuje jedan kanal u TDM multipleksu u okviru kojega se šalju govorni odbirci dotičnog korisnika ka komutacionom polju. Pod aktivnim korisnikom podrazumevamo korisnika koji trenutno telefonski razgovara. Multiplekser učesničkog bloka tipično kreira jedan TDM multipleks koji se šalje ka komutacionom polju, ali može da kreira i više TDM multipleksa, međutim, to se veoma retko radi. S druge strane, govorni signali koje primaju aktivni korisnici od korisnika sa kojima razgovaraju se nalaze takođe u odgovarajućim TDM (PCM) multipleksima koji izlaze iz komutacionog polja. Takav TDM multipleks se vodi na ulaz demultipleksera u učesničkom bloku. Demultiplekser potom šalje govorne odbirke ka odgovarajućim korisnicima tj. njihovim KOA. Broj TDM multipleksa koji se vodi u demultiplekser je jednak broju TDM multipleksa koji izlazi iz multipleksera. Tipična praksa je da se isti kanal koristi u odlaznom i dolaznom TDM multipleksu za jedan razgovor. Na primer, pretpostavimo da korisnik A razgovara sa korisnikom B. Ako je multiplekser u učesničkom bloku korisnika A za govorne odbirke korisnika A dodelio drugi kanal u odlaznom TDM multipleksu, tada će drugi kanal da bude dodeljen za govorne odbirke korisnika B u dolaznom TDM multipleksu koji dolazi u demultiplekser učesničkog bloka korisnika A. Pored učesničkih blokova, na ulaze/izlaze se povezuju i drugi blokovi centrale, pre svega prenosnički blokovi koji su neophodni za uspostavljanje govornog puta ka drugim centralama.

U vremenski multipleksiranom signalu koji ulazi u komutaciono polje postoji ukupno z kanala. Svi ulazi u komutaciono polje su identični po strukturi (isti broj kanala, svaki kanal sadrži isti broj bita, svaki kanal isto traje) i fazno usaglašeni. Identično važi i za izlaze komutacionog polja. Jednu TDM (PCM) strukturu od z kanala nazivamo ram i ova struktura se periodično ponavlja sa periodom $T_0 = 125\mu s$. Navedena perioda odgovara frekvenciji od 8kHz. Frekvencija od 8kHz je izabrana jer se govorni signal odabire sa tom frekvencijom, a pošto se ram sastoji od kanala koji prenose govorne signale logično je bilo uzeti za frekvenciju rama frekvenciju odabiranja govornog signala, odnosno frekvenciju generisanja govornih odmeraka. Jedan kanal ima 8 bita i u njega se smešta odmerak govornog signala (svaki odmerak govornog signala se u bloku A/D konverzije koji se nalazi u KOA koduje sa 8 bita po A zakonu kompresije u Evropi). Prikaz jednog TDM komutacionog polja (sa N multipleksnih ulaza i M multipleksnih izlaza) je prikazan na slici 4.3.1.



Slika 4.3.1. Digitalno TDM komutaciono polje

Oznaka za konkretan kanal na ulazu u komutaciono polje je (i, u) , gde je i redni broj PCM signala (rama) sa ulaza u komutaciono polje ($i \in \{1, 2, \dots, N\}$), a u je redni broj kanala u okviru PCM signala (rama) ($u \in \{1, 2, \dots, z\}$). Oznaka za konkretan kanal na izlazu iz komutacionog polja je (j, v) , gde je j redni broj PCM signala (rama) na izlazu iz komutacionog polja ($j \in \{1, 2, \dots, M\}$), a v je redni broj kanala u okviru PCM signala (rama) ($v \in \{1, 2, \dots, z\}$). Kada želimo da označimo vezu nekog kanala sa ulaza sa nekim kanalom izlaza iz komutacionog polja koristimo oznaku $(i, u) \rightarrow (j, v)$.

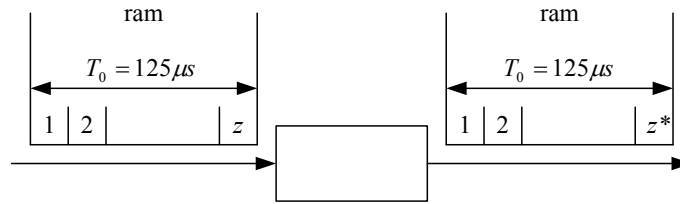
Digitalna komutaciona polja se formiraju od tri vrste komutatora:

- Vremenski T komutator
- Prostorni S komutator
- Multipleksni vremenski \tilde{T} komutator

T komutator može da menja raspored kanala u okviru PCM signala, ali ne može da menja pripadnost kanala PCM signalu tj. ne može da postavi odmerak iz nekog kanala u drugi PCM signal. T komutator stoga vrši funkciju $(i, u) \rightarrow (i, v)$. S komutator može da menja pripadnost nekog kanala između različitih PCM-ova, ali ne i poziciju kanala. S komutator stoga vrši funkciju $(i, u) \rightarrow (j, u)$. \tilde{T} komutator može da menja i poziciju kanala i pripadnost po PCM signalima. \tilde{T} komutator stoga vrši funkciju $(i, u) \rightarrow (j, v)$.

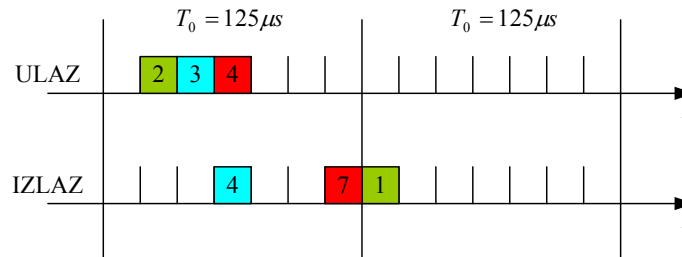
4.3.1. T komutator

T komutator ima jedan ulaz i jedan izlaz. Na ulaz ovog komutatora dolazi PCM (TDM) signal od z kanala, a izlazi PCM (TDM) signal od z^* kanala, pri čemu ovaj komutator može da menja raspored kanala. Parametar z^* može biti u bilo kom odnosu prema z tj. može biti i manji i veći i jednak. Trajanje PCM signala (rama) je $125\mu s$, kako je već prethodno i navedeno u ovom poglavlju. Prikaz T komutatora je dat na slici 4.3.1.1.



Slika 4.3.1.1. T komutator

Primer komutiranja kanala u T komutatoru je prikazan na slici 4.3.1.2.



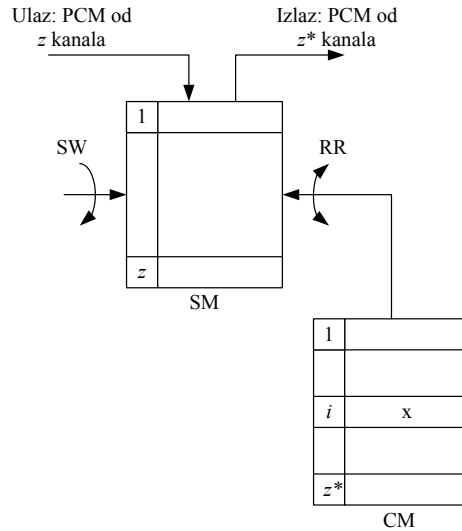
Slika 4.3.1.2. Princip rada T komutatora

U primeru sa slike 4.3.1.2 je $z = z^* = 7$ i komutiramo sadržaj drugog kanala sa ulaza na prvi kanal sa izlaza, treći kanal sa ulaza na četvrti kanal sa izlaza i četvrti kanal sa ulaza na sedmi kanal sa izlaza. Sadržaj kanala koji komutiramo na odgovarajući kanal na izlazu stavljamo u taj kanal (na izlazu) čim se on prvi put pojavi. Tako sadržaj drugog kanala pošto se komutira u prvi kanal se smešta u prvi kanal iz sledećeg rama jer je on prvi naišao, a sadržaj trećeg kanala se smešta u četvrti kanal tekućeg izlaznog rama jer je on prvi naišao. Pošto je trajanje kanala očigledno $T_z = T_0 / z$ sledi da je maksimalno kašnjenje kroz T komutator $\frac{z-1}{z}T_0$ što je slučaj kad se i -ti kanal komutira u kanal $i-1$ na izlazu. To je u primeru sa slike 4.3.1.2 slučaj kada se sadržaj drugog kanala sa ulaza komutira u prvi kanal sa izlaza.

Principska šema T komutatora prikazuje princip rada i realizacije T komutatora. T komutator se sastoji od dve komponente: govorne memorije SM (*Speech Memory*) i kontrolne memorije CM (*Control Memory*). Postoje dve varijante realizacije T komutatora:

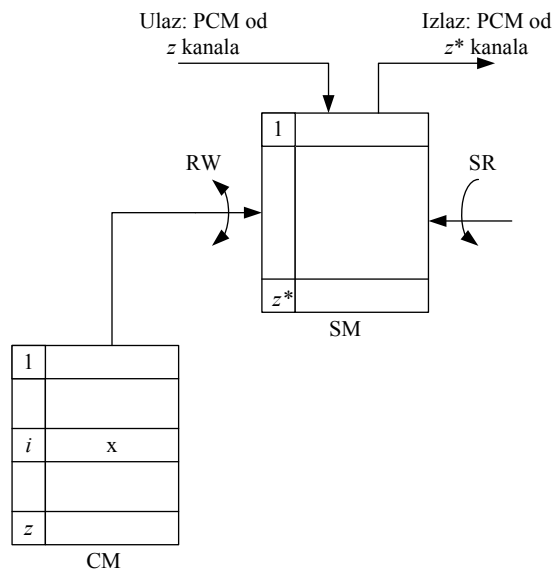
- Kontrolna memorija pridružena izlazu
- Kontrolna memorija pridružena ulazu

Principska šema za slučaj kada je kontrolna memorija pridružena izlazu je data na slici 4.3.1.3.



Slika 4.3.1.3. T komutator tipa SW-RR

U ovom slučaju kanali iz ulaznog PCM-a se upisuju redom u govornu memoriju (prvi kanal u lokaciju 1, drugi kanal u lokaciju 2,...). Govorna memorija se sastoji od ukupno z registara dužine 8 bita. Ovakav način upisa u govornu memoriju gde se lokacije redom upisuju je tzv. sistematski u pis SW (*Systematic Write*). Kontrolna memorija CM služi za određivanje redosleda iščitavanja kanala iz SM u izlazni PCM. U lokaciji i kontrolne memorije se nalazi sadržaj koji definiše adresu (lokaciju) govorne memorije sa koje se treba iščitati sadržaj u i -ti kanal izlaznog PCM-a. Ovakav metod čitanja iz govorne memorije je tzv. slučajno čitanje RR (*Random Read*). Sadržaj kontrolne memorije se postavlja u skladu sa zahtevima koji definišu koji kanal sa ulaza treba da se spoji sa kojim kanalom na izlazu. Broj registara u kontrolnoj memoriji je z^* . Broj potrebnih bita u jednoj lokaciji kontrolne memorije je određen brojem kanala u ulaznom PCM signalu i iznosi $\lfloor \log_2 z \rfloor$ gde funkcija $\lfloor a \rfloor$ predstavlja prvi ceo broj koji je veći ili jednak od a .



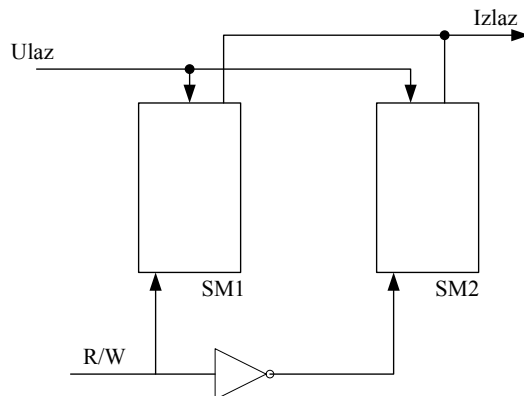
Slika 4.3.1.4. T komutator tipa RW-SR

Drugi metod je da se kontrolna memorija pridruži ulazu i on je prikazan na slici 4.3.1.4. U ovom slučaju koristimo sistematsko čitanje SR (*Systematic Read*) i slučajan upis RW (*Random Write*). Govorna memorija ima z^* lokacija, a kontrolna memorija ima z lokacija. Pri tome potreban broj bita za jednu lokaciju u kontrolnoj memoriji je $\lfloor \log_2 z^* \rfloor$. U ovom slučaju sadržaj kontrolne memorije određuje lokaciju u SM gde će biti upisan dotični kanal sa ulaza: u lokaciji i kontrolne memorije se nalazi sadržaj koji definiše adresu (lokaciju) govorne memorije u koju treba upisati sadržaj iz i -tog kanala ulaznog PCM-a. Sadržaj kanala izlaznog PCM-a se redom popunjava iz govorne memorije (sadržaj prvog kanala se čita iz lokacije 1, sadržaj drugog kanala se čita iz lokacije 2,...). Primeri rada obe varijante su dati nešto kasnije u skriptama.

Glavni problem kod realizacije T komutatora je što treba upisivati i iščitavati govornu memoriju u istom trenutku što je naravno nemoguće jer uvek se može desiti da treba u istom momentu izvršiti i upis i čitanje neke lokacije. Zato postoje dva metoda da se prevaziđe ovaj problem, a to su:

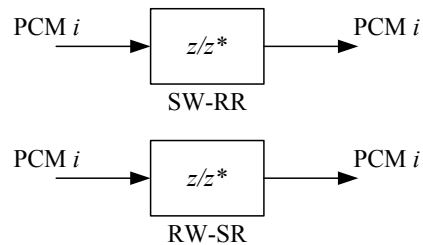
- Deoba vremena
- Udvajanje memorije

U slučaju deobe vremena, pola kanalnog vremena T_z se vrši upis u govornu memoriju, a pola kanalnog vremena čitanje iz govorne memorije, pa su potrebne memorije koje su brze $T_z / 2$. Naravno, ovo važi za slučaj kad nam kanal dolazi paralelno tj. svih osam bita istovremeno. Međutim, postoji i slučaj kad se koristi serijski prenos, pa nam trebaju još osam puta brže memorije tj. $T_z / 16$ jer se sad praktično ne deli kanalno vreme, već bitsko vreme ($T_{bita} = T_z / 8$). Drugo rešenje je udvajanje govorne memorije tako da se u toku periode jednog rama upisuje jedna govorna memorija, a iščitava druga, a onda u sledećoj periodi (ramu) se obrnu uloge tj. ona u koju se vršio upis se sad iščitava, a ona koja se iščitavala se sad upisuje. Ovaj metod je prikazan na slici 4.3.1.5 gde su prikazane samo govorne memorije bez kontrolnih memorija koje mogu biti duplirane, a može biti i jedna zajednička za obe govorne memorije. Ovaj metod je dobar jer možemo koristiti dvostruko sporije memorije nego u metodi deobe vremena, ali nam treba dvostruko više resursa (dve govorne memorije umesto jedne). Kontrolne memorije nisu kritične jer se njihov sadržaj ažurira prilikom uspostave i raskida veze kada se zauzima (postavlja) put kroz komutaciono polje, odnosno raskida put kroz komutaciono polje, a procesi raskida i uspostave veze su znatno manje učestali od protoka govornih signala.

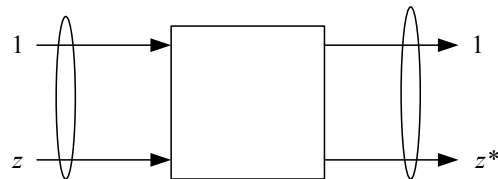


Slika 4.3.1.5. Dvostruke govorne memorije

Simbolički prikaz T komutatora (za obe varijante i SW-RR i RW-SR) je dat na slici 4.3.1.6, a ekvivalentna analogna šema je data na slici 4.3.1.7.



Slika 4.3.1.6. Simbolička oznaka za T komutator

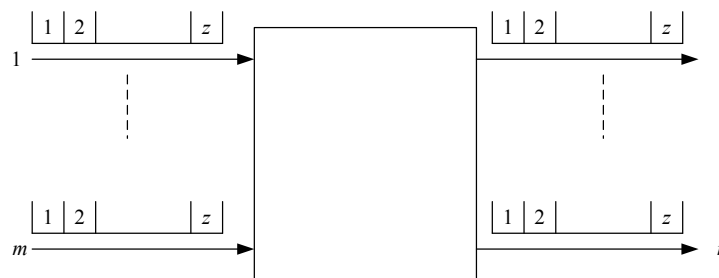


Slika 4.3.1.7. Ekvivalentna analogna šema za T komutator

Pri korišćenju obe ove šeme neophodno je označiti PCM signale. U slučaju simboličke šeme to se radi tako što se koristi PCM i oznaka gde je i redni broj PCM signala, a alternativna oznaka koja se može koristiti je $(i, *)$, gde i takođe označava redni broj PCM signala. U slučaju ekvivalentne analogne šeme, PCM signal označavamo zaokruživanjem svih kanala koji pripadaju dotičnom PCM signalu. Ekvivalentna analogna šema se dobija tako što se svaki kanal predstavi kao fizički odvojena linija što je osobina analognih komutaconih polja, pa otuda i naziv ove šeme ekvivalentna analogna šema i njeno korišćenje je zgodno u slučaju određivanja verovatnoće blokade u komutacionom polju o čemu će biti reči nešto kasnije u skriptama. Što se tiče T komutatora oni se međusobno porede po sledećim parametrima: potrebna brzina govornih memorija, broj bita potrebnih za realizaciju i govorne memorije i kontrolne memorije, kašnjenje koje unosi komutator.

4.3.2. S komutator

Prikaz S komutatora je dat na slici 4.3.2.1.



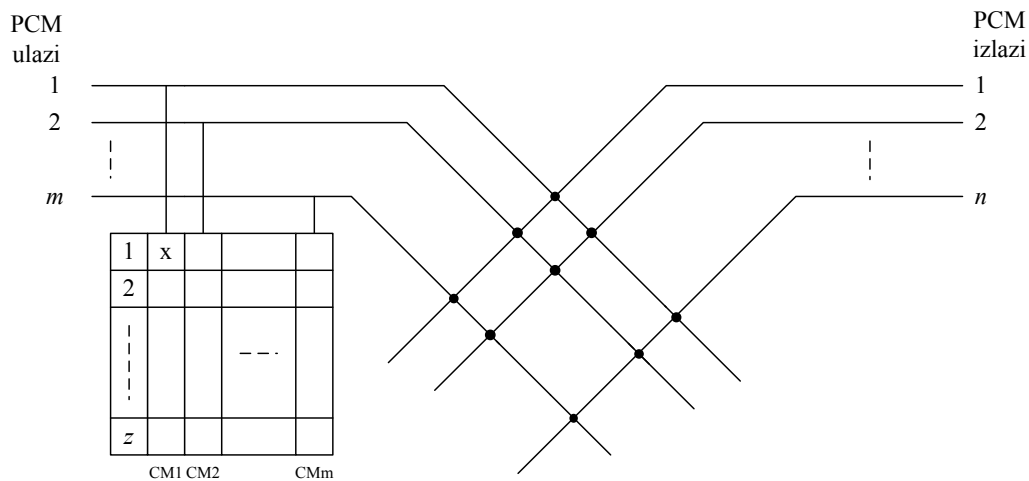
Slika 4.3.2.1. S komutator

Na ulaz S komutatora dolazi m PCM signala od po z kanala pri čemu su svi oni poravnati u vremenu tj. ram počinje u istom trenutku na svim ulazima. Isto važi i za izlaze S komutatora kojih ima n . Odnos između m i n je proizvoljan tj. n može biti i veći i manji i jednak m . Ovaj komutator omogućava da određeni kanal može da promeni pripadnost PCM-u tj. da izađe na bilo koji izlaz, ali pri tome pozicija kanala ostaje ista. Ako je na ulazu to bio i -ti kanal i na izlazu će

isto biti i -ti kanal. S komutatori se sastoje od prekidača i kontrolne memorije koje kontrolišu te prekidače. Postoje dve varijante realizacije S komutatora:

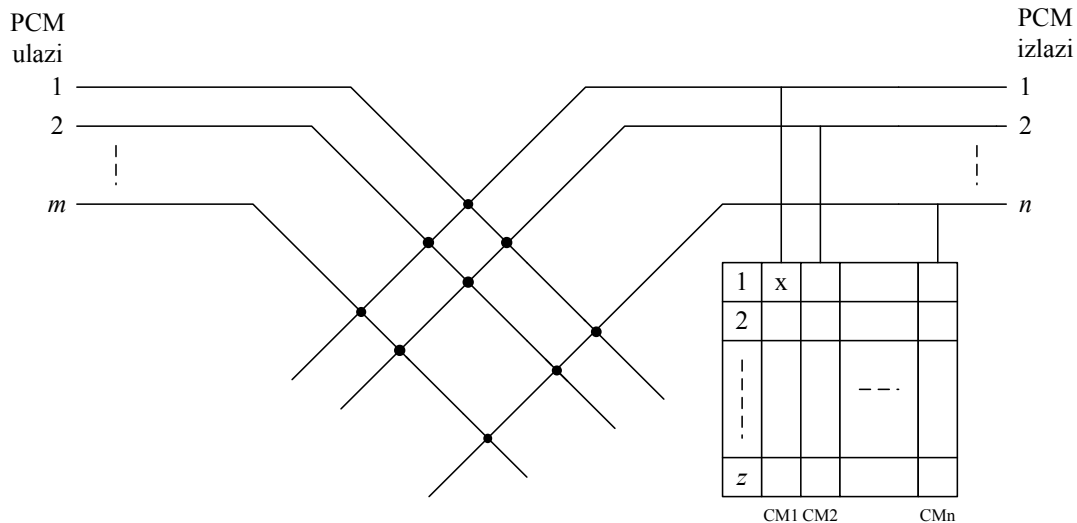
- Kontrolna memorija pridružena ulazu
- Kontrolna memorija pridružena izlazu

Varijanta S komutatora kome je kontrolna memorija pridružena ulazu je data na slici 4.3.2.2.



Slika 4.3.2.2. S komutator sa kontrolnom memorijom pridruženom ulazima

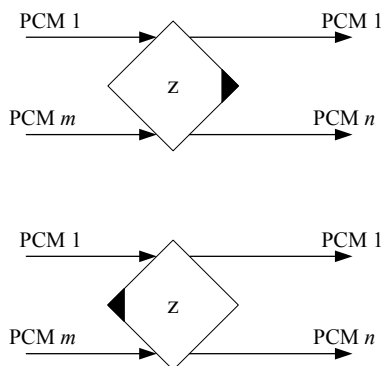
Kontrolna memorija se praktično sastoji iz m segmenata pri čemu svaki segment ima z lokacija. Svaki segment kontroliše jedan ulazni PCM tj. prekidače koji omogućavaju spajanje dotičnog PCM-a sa izlaznim linijama (izlaznim PCM-ovima). Npr. ako je kao na slici 4.3.2.2 u prvom segmentu kontrolne memorije CM1, koji je zadužen za prvi ulazni PCM, upisana vrednost x na lokaciji 1, to znači da će prvi kanal sa prvog PCM-a biti poslat na izlazni PCM rednog broja x . Analogno tome, ako je u i -toj lokaciji CM1 upisana vrednost y onda će i -ti kanal prvog PCM-a sa ulaza da se prosledi na i -ti kanal izlaznog PCM-a sa rednim brojem y . Broj bita potreban za jednu lokaciju kontrolne memorije je određen brojem izlaza jer je to broj koji se mora kodovati binarno i taj broj bita iznosi $\lfloor \log_2 n \rfloor$. Broj prekidača je $8mn$ u slučaju paralelnog prenosa jer dolazi 8 bita istovremeno, a u slučaju serijskog prenosa imamo mn prekidača. Potrebna brzina prekidača je jednaka kanalnom vremenu T_z u slučaju paralelnog prenosa, odnosno $T_z/8$ u slučaju serijskog prenosa. Pod brzinom se ovde misli na potrebnu brzinu reakcije prekidača koja se iskazuje kao maksimalno vreme koje je dozvoljeno prekidaču za obavljanje posla. U slučaju paralelnog prenosa svih osam bita je dostupno za čitavo trajanje kanala T_z , pa prekidač mora da reaguje za to vreme. U slučaju serijskog prenosa prekidač mora da reaguje već za vreme prvog bita jer bi ga u suprotnom preskočio tj. ne bi ga prosledio, pa je vreme reakcije prekidača ograničeno sa $T_z/8$. Mora se paziti takođe da ne dođe do sudara na nekoj izlaznoj liniji do kojeg može da dođe ukoliko se istom kanalu u dva različita PCM-a dodeli isti izlaz (ista vrednost upisana na dva ili više mesta u istom redu kontrolne memorije). Druga varijanta (kontrolna memorija pridružena izlazu) je prikazana na slici 4.3.2.3.



Slika 4.3.2.3. S komutator sa kontrolnom memorijom pridruženom izlazima

U ovoj varijanti kontrolna memorija određuje za svaki kanal izlaznih PCM-ova sa kog ulaznog PCM-a će se očitati kanal. U ovom slučaju imamo n segmenata kontrolne memorije, pri čemu svaki segment ima z lokacija. Sadržaj i -te lokacije npr. prvog segmenta CM1 kontrolne memorije koji kontroliše prvi izlazni PCM je npr. y i time se u stvari određuje da će se i -ti kanal očitati sa ulaznog PCM-a sa rednim brojem y . U slučaju sa slike 4.3.2.3 je u lokaciji 1 segmenta CM1 upisana vrednost x što znači da će se prvi kanal na prvom izlaznom PCM-u popuniti iz prvog kanala ulaznog PCM-a sa rednim brojem x . Ovde nema opasnosti od sudara, a čak se i može jedan kanal sa jednog ulaznog PCM-a proslediti na više izlaznih PCM-ova (multikast). Broj prekidača je isti kao u prethodnom slučaju, a broj bita potrebnih za jednu lokaciju kontrolne memorije je sada $\lceil \log_2 m \rceil$. Konkretni primeri rada obe varijante su dati nešto kasnije u skriptama.

Simbolički prikaz S komutatora je dat na slici 4.3.2.4 za obe varijante realizacije.

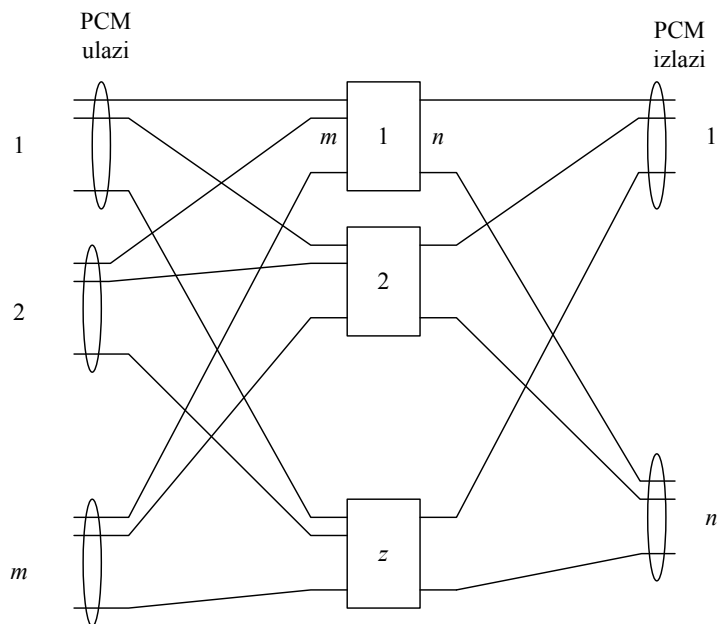


Slika 4.3.2.4. Simbol za S komutator

Pri tome, gornji simbol se odnosi na varijantu gde je kontrolna memorija pridružena izlazima, a donji simbol na varijantu gde je kontrolna memorija pridružena ulazima.

Ekvivalentna analogna šema S komutatora je data na slici 4.3.2.5 i ona reflektuje činjenicu da se ne može promeniti pozicija kanala u PCM multipleksu. Što se tiče S komutatora

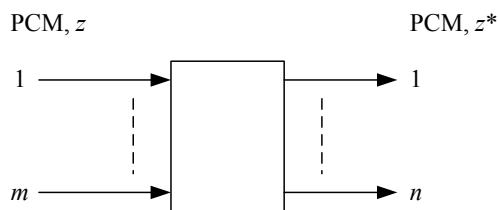
oni se međusobno porede po sledećim parametrima: broj prekidača, broj bita potrebnih za realizaciju kontrolne memorije, potrebna brzina prekidača.



Slika 4.3.2.5. Ekvivalentna analogna šema za S komutator

4.3.3. \tilde{T} komutator

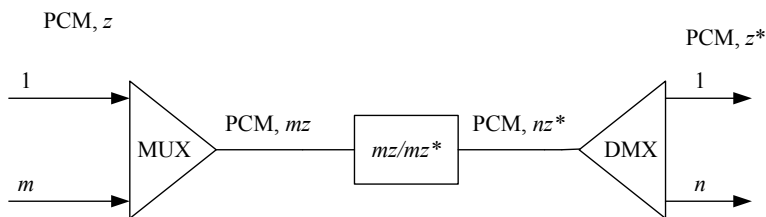
Ovaj komutator objedinjuje u sebi osobine i S i T komutacije. Prikaz ovog komutatora je dat na slici 4.3.3.1.



Slika 4.3.3.1. \tilde{T} komutator

Ovaj komutator omogućava da se bilo koji kanal sa bilo kog ulaznog PCM-a prosledi u bilo koji kanal bilo kog izlaznog PCM-a. Pri tome, m i n su u proizvoljnom međusobnom odnosu (m može biti i manje i veće i jednako n). Isto važi i za z i z^* .

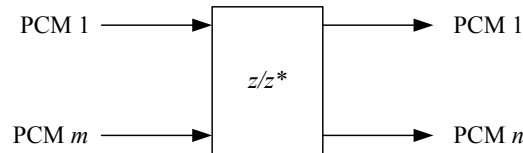
Princip rada \tilde{T} komutatora je dat na slici 4.3.3.2.



Slika 4.3.3.2. Realizacija \tilde{T} komutatora

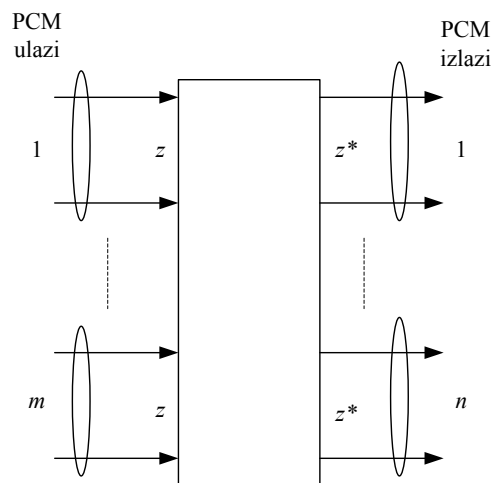
Ovaj komutator praktično multipleksira sve ulazne PCM-ove u jedan tok i potom obavlja vremensku komutaciju i zatim izvršava demultipleksiranje u odgovarajući broj izlaznih PCM-ova. Pri tome multipleksiranje ulaznih PCM-ova može biti po ramu, po kanalu i po bitima. Multipleksiranje po ramu podrazumeva da u multipleksiranom signalu ide prvo prvi ram (sa linije jedan), pa drugi ram (sa linije dva), itd. Multipleksiranje po kanalu podrazumeva da se prvo uzima prvi kanal sa prve linije, pa prvi kanal sa druge linije i tako redom do zadnje linije, a zatim se uzima drugi kanal sa prve linije, pa drugi kanal sa druge linije, itd. Multipleksiranje po bitima je istog principa kao i prethodna dva samo se radi na nivou bita.

Simbolička oznaka \tilde{T} komutatora je prikazana na slici 4.3.3.3.



Slika 4.3.3.3. Simbolička oznaka za \tilde{T} komutator

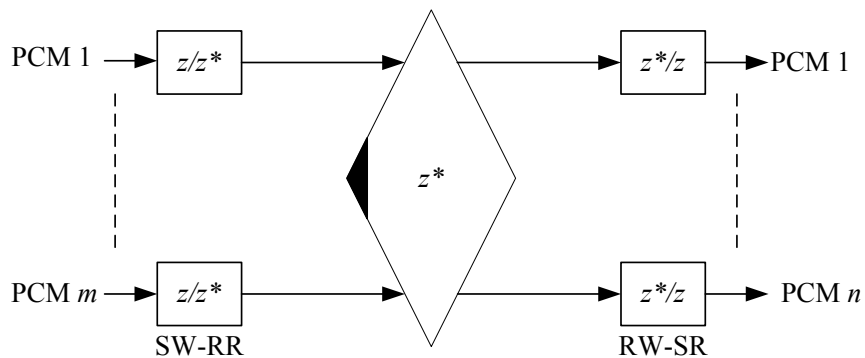
Ekvivalentna analogna šema \tilde{T} komutatora je prikazana na slici 4.3.3.4.



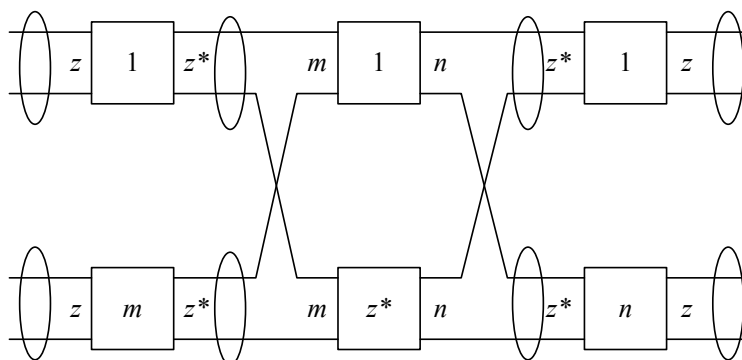
Slika 4.3.3.4. Ekvivalentna analogna šema za \tilde{T} komutator

4.3.4. Digitalna komutaciona polja sa više kaskada

U slučaju polja sa jednom kaskadom, ako želimo konstruisati potpuno dostupno polje moramo koristiti \tilde{T} komutatore jer oni jedini to i omogućavaju. U slučaju polja sa dve kaskade, ako se koriste samo S i T komutatori moguće su varijante TS i ST komutacionog polja kao i sve varijante koje sadrže \tilde{T} komutator. U praksi se uglavnom upotrebljavaju TS i ST varijante ako se koriste dvokaskadne strukture. TT i SS varijante ne omogućavaju potpunu dostupnost pa se one ne koriste. Dvokaskadne strukture se ne koriste često u praksi. Kod polja sa tri kaskade najčešće se koriste TST , kao i STS varijante (TST su ipak češće). Varijanta TST je prikazana na slikama 4.3.4.1 i 4.3.4.2 u vidu simboličke kao i ekvivalentne analogne šeme:

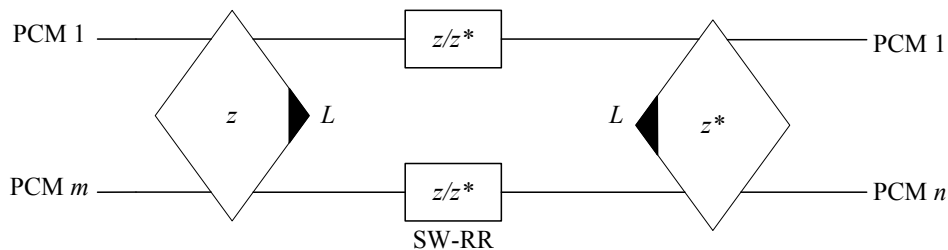


Slika 4.3.4.1. *TST* komutaciono polje – simbolička šema

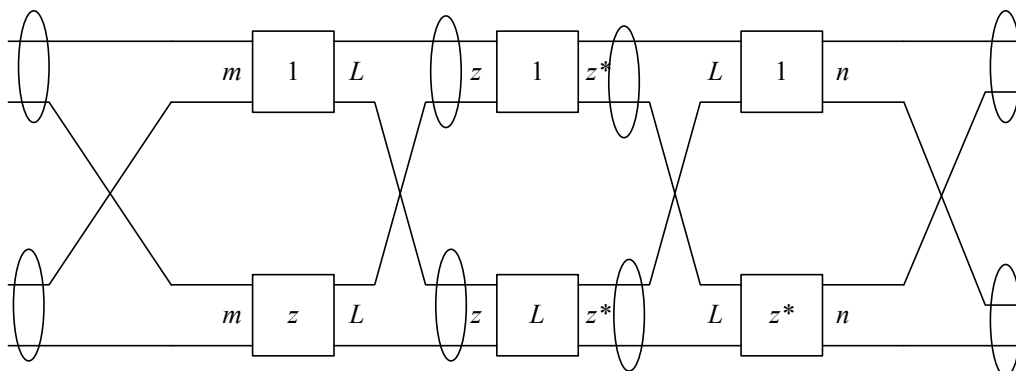


Slika 4.3.4.2. *TST* komutaciono polje – ekvivalentna analogna šema

Varijanta *STS* je prikazana na slikama 4.3.4.3 i 4.3.4.4.



Slika 4.3.4.3. *STS* komutaciono polje – simbolička šema



Slika 4.3.4.4. *STS* komutaciono polje – ekvivalentna analogna šema

U slučaju trokaskadnih *TST* struktura tipično se prva i treća kaskada razlikuju po upotrebnoj varijanti *T* komutatora. Na primer, ako je upotrebljen SW-RR *T* komutator u prvoj

kaskadi, onda će u trećoj kaskadi biti upotrebljen RW-SR T komutator (isto važi i za obrnutu kombinaciju). Slično važi i za STS strukturu. Ako su u prvoj kaskadi upotrebljeni S komutatori sa kontrolnom memorijom pridruženoj ulazima, tada će u trećoj kaskadi da se koriste S komutatori sa kontrolnom memorijom pridruženoj izlazima (isto važi i za obrnutu kombinaciju).

U slučaju višekaskadnih struktura se može korišćenjem nekih pravila izvršiti ušteda na kontrolnim memorijama tj. da jedna kontrolna memorija kontroliše više govornih memorija ili prekidača u zavisnosti koji tip komutatora je u pitanju. Jedna od metoda je tzv. antifazna metoda kod TST varijante. Pošto se pri prenosu kroz komutaciono polje za ostvarivanje dvosmerne veze (komunikacije) moraju koristiti dve veze kroz komutaciono polje onda se za jedan smer izabere neki interni kanal i , a za suprotan smer se interni kanal bira po formuli $(i + z/2)_{\text{mod } z}$ pri čemu pretpostavljamo da ima z internih kanala. Primena antifazne metode je prikazana u prvom primeru sekcije 4.3.5. Postoje i strukture sa više od tri kaskade kao npr. $TSSST$, $TSST$, $STTS$, $STTTS$ strukture koje se takođe često koriste u praksi (najčešće su $TSSST$).

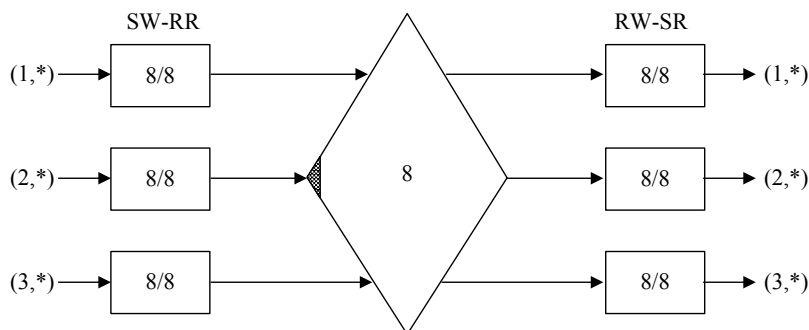
4.3.5. Primeri

Primer 1. Dato je trostepeno simetrično TDM TST komutaciono polje sa tri ulazna i tri izlazna osmokanalna PCM signala (indeksi kanala pripadaju opsegu 0..7). U prvoj kaskadi nalaze se komutatori sa sistematskim upisom i slučajnim čitanjem, a kontrolna memorija S komutatora je pridružena ulazima.

- Prikazati simboličku šemu ovog polja.
- Prikazati odgovarajuću principsku šemu komutacionog polja i prikazati sadržaj memorija za slučaj da su uspostavljene veze $(1,3) \leftrightarrow (2,7)$, $(1,6) \leftrightarrow (3,4)$, $(2,6) \leftrightarrow (3,1)$. Uzeti u obzir da ako je prenos u jednom smeru po i -tom internom kanalu, prenos u drugom smeru za istu vezu ide po internom kanalu sa rednim brojem $(i + z/2)_{\text{mod } z}$.
- Ostvariti uštede kontrolnih memorija.

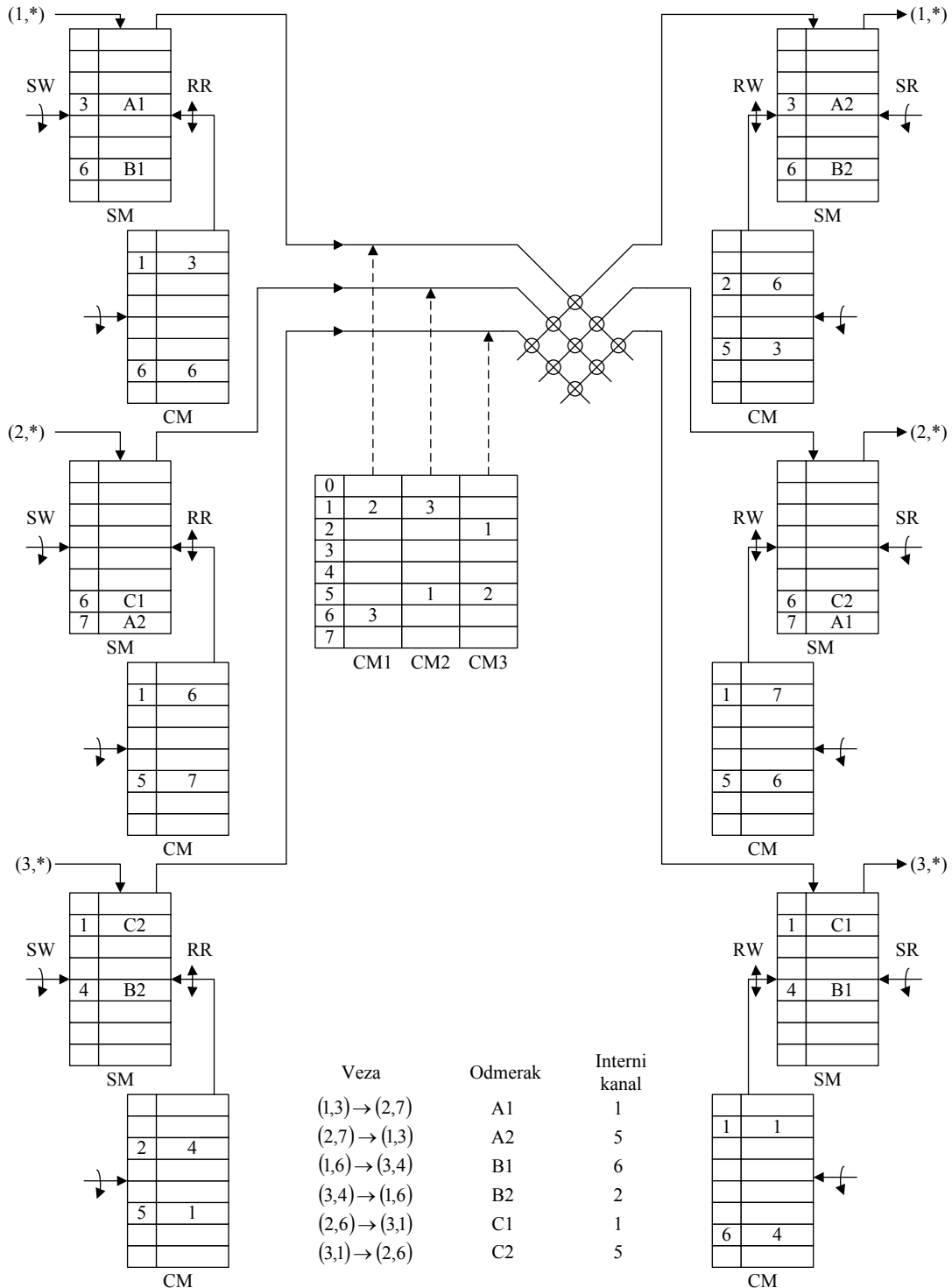
Rešenje:

a) Tražena simbolička šema prikazana je na slici 4.3.5.1. Radi ostvarivanja simetričnosti u trećoj kaskadi se koriste RW-SR T komutatori.



Slika 4.3.5.1. Simbolička šema TST polja.

b) Principska šema i sadržaj memorija za zadate veze dati su na slici 4.3.5.2. Objasnimo vezu $(1,3) \rightarrow (2,7)$. Govorni odmerak ove veze je obeležen sa A1 na slici 4.3.5.2. Ovaj odmerak dolazi u kanal 3 PCM1 signala. Pošto se koristi sistematski upis u prvoj kaskadi, odmerak A1 se upisuje u lokaciju 3 govorne memorije koja odgovara ulaznom PCM1 signalu.



Slika 4.3.5.2. Principialna šema TST komutacionog polja: popunjavanje memorija

Odgovarajuća kontrolna memorija definiše iščitavanje A1 odmerka u kanal 1, pošto je u lokaciji 1 kontrolne memorije upisan sadržaj 3 čime se postiže da se na odgovarajućem izlaznom PCM-u (PCM1) prve kaskade u kanalu 1 smešta odmerak A1 iz lokacije 3 odgovarajuće govorne memorije prve kaskade. Druga kaskada je S komutator i to je jedino mesto gde je moguće promeniti pripadnost PCM signalu. Pošto se odmerak A1 nalazi u PCM1 signalu koji ulazi u S

komutator treba podesiti sadržaj CM1 memorije S komutatora. A1 se nalazi u kanalu 1, pa se u lokaciji 1 CM1 memorije stavlja vrednost 2 čime odmerak A1 prelazi u PCM2 signal na izlazu S komutatora. U trećoj kaskadi se koristi slučajni upis pa je potrebno da kontrolnom memorijom drugog PCM-a na ulazu treće kaskade obezbedimo da se A1 upiše u kanal na kom treba da se pojavi na izlazu iz komutacionog polja, a to je kanal 7. Otuda u kontrolnoj memoriji na lokaciji 1 stavljamo vrednost 7, čime obezbeđujemo da se A1 odmerak upiše na lokaciju 7 odgovarajuće govorne memorije. Sistematskim čitanjem se odmerak A1 iščitava u kanalu 7 PCM2 signala.

c) Upoređivanjem sadržaja kontrolnih memorija T komutatora koji odgovaraju i -tom ulazu i i -tom izlazu ($i=1,2,3$) se uočava da je sadržaj lokacije j kontrolne memorije u trećoj kaskadi jednak sadržaju lokacije $j+z/2$ (računato po modulu z) kontrolne memorije u prvoj kaskadi. Odatle zaključujemo da je moguća ušteda memorija tako što bi se koristila samo jedna kontrolna memorija za T komutatore u istoj liniji. Međutim, zajednička kontrolna memorija mora da se modifikuje tako da se pri zadatoj adresi j istovremeno čitaju sadržaji lokacija j i $j+z/2$ (računato po modulu z) na dva nezavisna izlaza. Pri tome, jedan izlaz (lokacija j) adresira govornu memoriju u prvoj, a drugi izlaz (lokacija $j+z/2$) govornu memoriju u trećoj kaskadi. Ova ušteda je moguća zahvaljujući upotrebi antifazne metode.

Primer 2. Dato je trostepeno TDM STS komutaciono polje za dvosmerni saobraćaj koje treba da vrši komutaciju n ulaznih PCM signala sa po z kanala u n izlaznih PCM signala sa po z^* kanala. Broj internih multipleksnih linija je k . Prenos kroz S komutatore je serijski, pri čemu je kontrolna memorija u prvoj kaskadi vezana za ulaze, a u trećoj za izlaze. T komutator je realizovan korišćenjem "jednostrukih" govornih memorija.

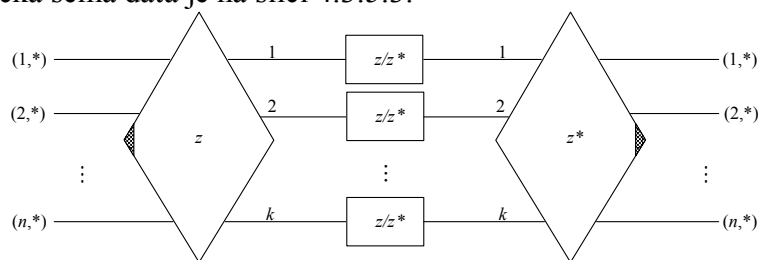
- Nacrtati simboličku šemu ovakvog komutacionog polja.
- Za $n=3$, $k=4$ i $z=z^*=8$ nacrtati principsku šemu komutacionog polja, i prikazati sadržaj memorija pri ostvarivanju veza $(1,5) \leftrightarrow (3,1)$, $(2,2) \leftrightarrow (3,6)$, $(2,5) \leftrightarrow (1,7)$. Indeksi kanala pripadaju opsegu 1..8. Ako se za jedan smer govora koristi interni PCM sa rednim brojem i , za drugi smer za istu vezu se koristi PCM sa rednim brojem j :

$$j = \begin{cases} k/2 + i, & 1 \leq i \leq k/2 \\ i - k/2, & k/2 < i \leq k \end{cases}$$

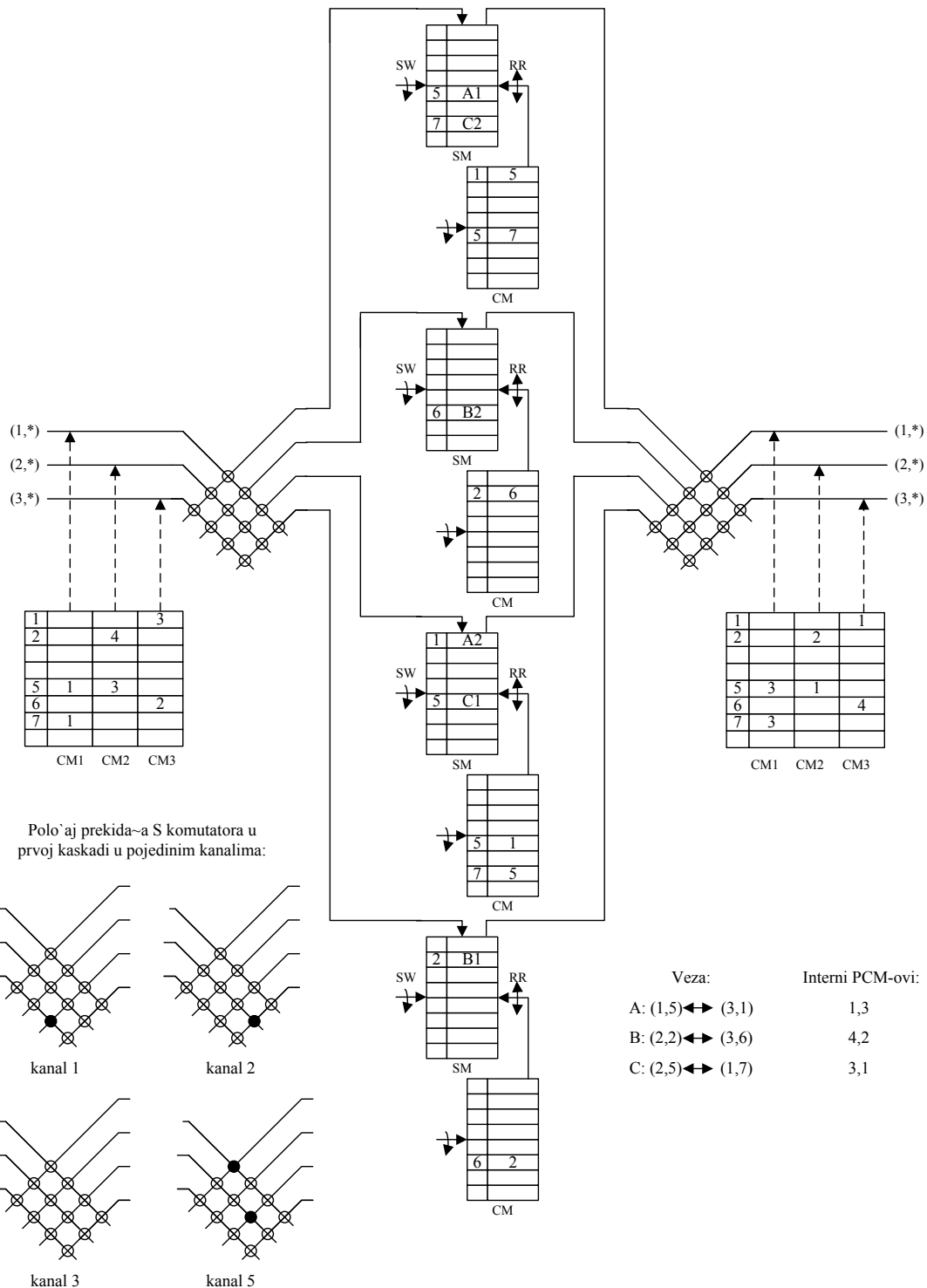
- Ostvariti uštedu u memorijama.
- Za slučaj $z=z^*$ izračunati potreban kapacitet memorija i broj prekidača.
- Za $n=3$, $k=4$ i $z=z^*=8$ nacrtati ekvivalentnu analognu šemu komutacionog polja i u njoj prikazati ostvarenu vezu $(2,2) \leftrightarrow (3,8)$.

Rešenje:

a) Tražena simbolička šema data je na slici 4.3.5.3.



Slika 4.3.5.3. Simbolička šema STS polja



Slika 4.3.5.4. Principalska šema STS polja: popunjavanje memorija

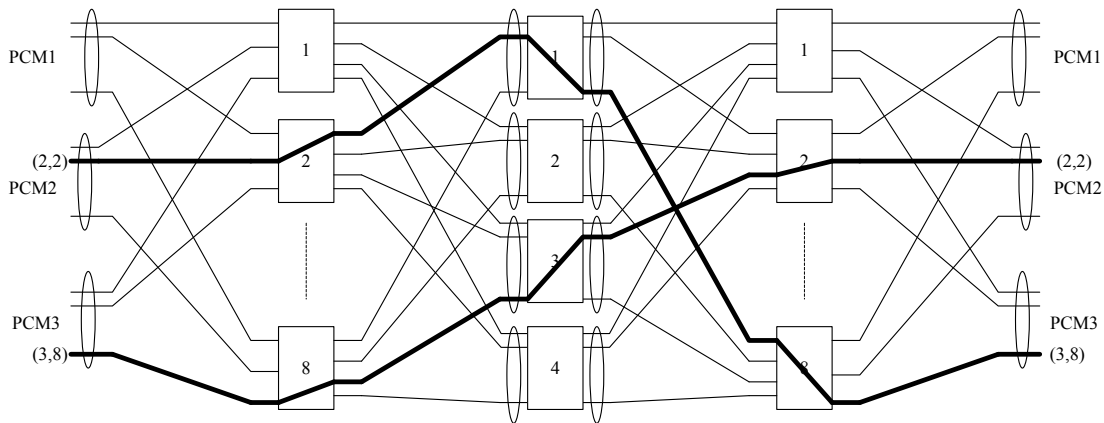
b) Principalska šema komutacionog polja za konkretne vrednosti n , k i z data je na slici 4.3.5.4. Na istoj slici su prikazani i sadržaji memorija za zadate uspostavljene veze. Objasnimo vezu (1,5) \rightarrow (3,1). Govorni odmerak ove veze je obeležen sa A1 na slici 4.3.5.4. Ovaj odmerak dolazi u komutaciono polje u okviru kanala 5 PCM1 signala. U prvoj kaskadi od interesa je segment CM1 i njegova lokacija 5 u kojoj je upisana identifikacija PCM signala na izlazu prve kaskade u koju

se smešta A1 odmerak. Sadržaj navedene lokacije je 1 pa A1 odmerak ostaje u PCM1 signalu na izlazu prve kaskade. U drugoj kaskadi se koristi sistematski upis, pa se A1 odmerak upisuje u lokaciju 5 odgovarajuće (prve) govorne memorije. Druga kaskada je jedino mesto gde se može izmeniti položaj kanala u komutacionom polju ovog primera. Otuda u odgovarajućoj (prvoj) kontrolnoj memoriji druge kaskade u lokaciji 1 stoji sadržaj 5, čime se označava da se u kanal 1 PCM1 signala na izlazu druge kaskade upisuje sadržaj lokacije 5 govorne memorije, odnosno odmerak A1. U trećoj kaskadi treba obezbediti da se A1 odmerak prebaci u PCM3 signal na izlazu iz komutacionog polja. Pošto je kontrolna memorija u S komutatoru treće kaskade na izlazu potrebno je ispravno podesiti vrednost lokacije 1 CM3 segmenta, jer time kontrolišemo sa kog PCM signala na ulazu treće kaskade ćemo proslediti sadržaj kanala 1 u kanal 1 PCM3 signala. Pošto se A1 odmerak nalazi u PCM1 signalu, u lokaciju 1 CM3 segmenta upisujemo vrednost 1, čime obezbeđujemo da se A1 odmerak iščita u okviru kanala 1 PCM3 signala na izlazu komutacionog polja.

c) Sa slike 4.3.5.4 se vidi da sadržaj kontrolne memorije u trećoj kaskadi može biti rekonstruisan na osnovu sadržaja kontrolne memorije prve kaskade tako što se sadržaju svake lokacije doda po modulu k vrednost $k/2$. Ako bi se u trećem i četvrtom T komutatoru u drugoj kaskadi, kontrolne memorije vezale na ulaz, njihov sadržaj bio bi identičan sadržaju kontrolnih memorija prvog i drugog komutatora (respektivno). To znači da je moguće postići uštedu kontrolnih memorija komutacionog polja od 50%.

d) Kontrolna memorija S komutatora u prvoj kaskadi ima po jednu lokaciju za svaki govorni kanal (kolona u kojoj se nalazi lokacija) za svaku od z linija (vrsta u kojoj se nalazi lokacija). Veličina lokacije je takva da obezbeđuje adresiranje k internih PCM linija i iznosi " ldk " bita, gde je sa " ldx " označen najmanji prirodni broj koji nije manji od ldx . Odmerak sa ulazne linije i u govornom kanalu kojim odgovara ta lokacija se upućuje na izlaznu (internu) liniju (PCM) na koju pokazuje sadržaj te lokacije. Prema tome, kapacitet ove memorije iznosi $SCM1 = n \cdot z \cdot "ldk"$ bita. Analogno, kapacitet svih govornih memorija T komutatora u drugoj kaskadi iznosi $TSM2 = k \cdot z \cdot 8$ bita, pošto se za svaku liniju za svaki kanal u odgovarajuću lokaciju upisuje odmerak od 8 bita. Kontrolne memorije T komutatora imaju ukupan kapacitet od $TCM2 = k \cdot z \cdot "ldz"$ bita, tj. za svaku od k internih linija za svaki od z kanala u koje se vrši iščitavanje odmerka iz govorne memorije postoji lokacija dužine " ldz " čiji sadržaj ukazuje na adresu lokacije govorne memorije iz kog se taj odmerak iščitava. Kako je kontrolna memorija S komutatora u trećoj kaskadi vezana za izlaze, sadržaj svake lokacije pokazuje za odgovarajuću izlaznu liniju (kolona u kojoj je lokacija) u odgovarajućem kanalu (vrsta u kojoj je lokacija) sa koje ulazne linije se uzima odbirak, pa je kapacitet ove memorije jednak $SCM3 = n \cdot z \cdot "ldk"$. Broj prekidača jednog S komutatora određuje se prema formuli $n \cdot k \cdot p$, gde se u slučaju paralelnog prenosa bita koji odgovaraju jednom odbirku kroz komutaciono polje uzima $p = 8$, pošto se istovremeno prenosi i komutira svih 8 bita odmerka. U slučaju serijskog prenosa, koji se koristi u ovom primeru, za svih 8 bita se koristi isti prekidač pa se uzima $p = 1$.

e) Ekvivalentna prostorna šema data je na slici 4.3.5.5. Na slici 4.3.5.5 je obeležena veza (2,2) \leftrightarrow (3,8).



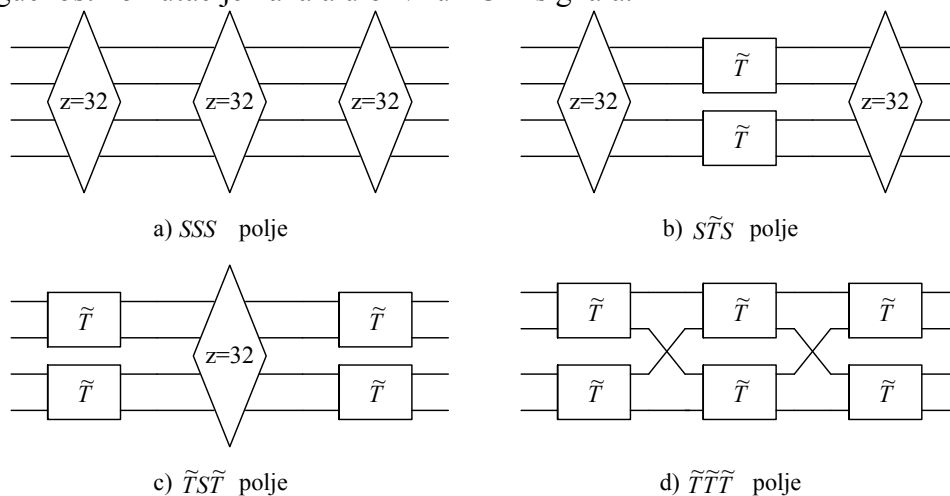
Slika 4.3.5.5. Ekvivalentna analogna šema STS polja

Primer 3. Na raspolaganju su dvoulazni simetrični multipleksni vremenski komutatori \tilde{T} i četvoroulazni simetrični S komutatori. Oba tipa komutatora omogućavaju komutaciju PCM signala sa 32 kanala. Multipleksiranje u \tilde{T} komutatoru ostvaruje se tako što kanal i ($i = \overline{1,32}$) sa ulazne linije j zauzima interni kanal $[(2(i-1) + j)]$.

- Nacrtati simboličke šeme svih mogućih trokaskadnih simetričnih komutacionih polja za komutaciju ukupno 4 ulazne i 4 izlazne linije koja se mogu sastaviti od ponuđenih komutatora. Navesti za svako od tih polja da li su potpuno dostupna ili ne. U ostalim tačkama razmatrati samo potpuno dostupna polja.
- Koje od tih polja zahteva najmanji kapacitet memorije, a koje najveći?
- Nacrtati ekvivalentne analogne šeme komutacionih polja.
- Za $\tilde{T}\tilde{S}\tilde{T}$ polje popuniti sadržaj memorija pri uspostavljenoj vezi $(1,1) \leftrightarrow (3,2)$.

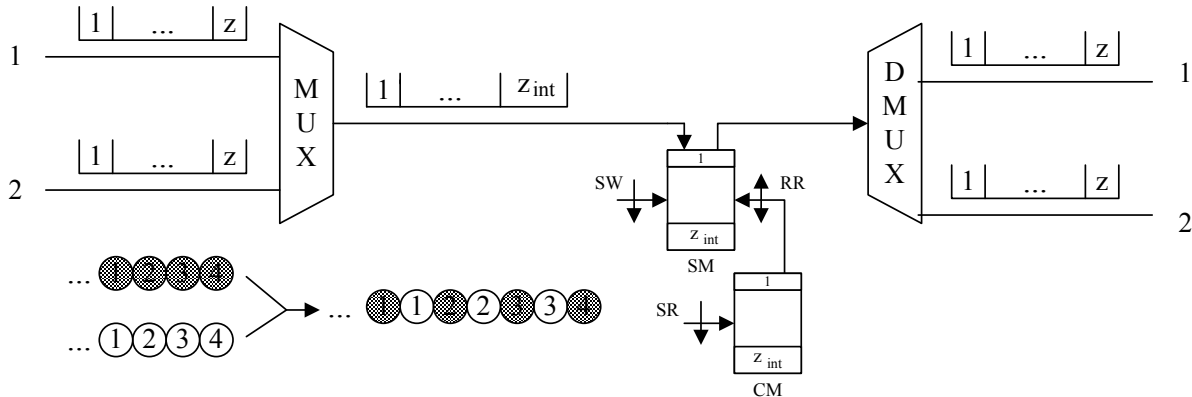
Rešenje:

a) Sva moguća trokaskadna simetrična polja data su na slici 4.3.5.6. Osobinu potpune dostupnosti imaju $S\tilde{T}S$, $\tilde{T}\tilde{S}\tilde{T}$ i $\tilde{T}\tilde{T}\tilde{T}$ polja, dok SSS polje nema potpunu dostupnost pošto ne postoji mogućnost komutacije kanala u okviru PCM signala.



Slika 4.3.5.6. Simboličke šeme

b) Kapacitet kontrolne memorije S komutatora iznosi $SM = n_s \cdot z \cdot \ln n_s$, gde je n_s broj ulaza S komutatora, a z broj kanala jednog PCM signala.



Slika 4.3.5.7. Principialna šema \tilde{T} komutatora

Kapacitet memorije \tilde{T} komutatora iznosi $\tilde{T}M = z_{int} \cdot 8 + z_{int} \cdot \ln n_{\tilde{T}} z_{int} = n_{\tilde{T}} z (8 + \ln n_{\tilde{T}} z)$, gde je $n_{\tilde{T}}$ broj ulaza u \tilde{T} komutator. Za date brojne vrednosti dobija se $SM = 256$ bita i $\tilde{T}M = 896$ bita. Prema tome, ukupni kapaciteti memorija komutacionih polja koja imaju potpunu dostupnost su:

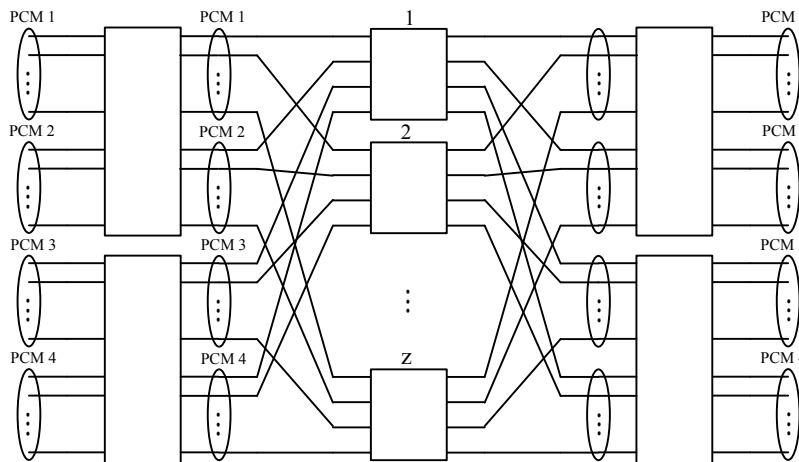
$$S\tilde{T}SM = 2 \cdot SM + 2 \cdot \tilde{T}M = 2304 \text{ bita,}$$

$$\tilde{T}S\tilde{T}M = 4\tilde{T}M + SM = 3840 \text{ bita i}$$

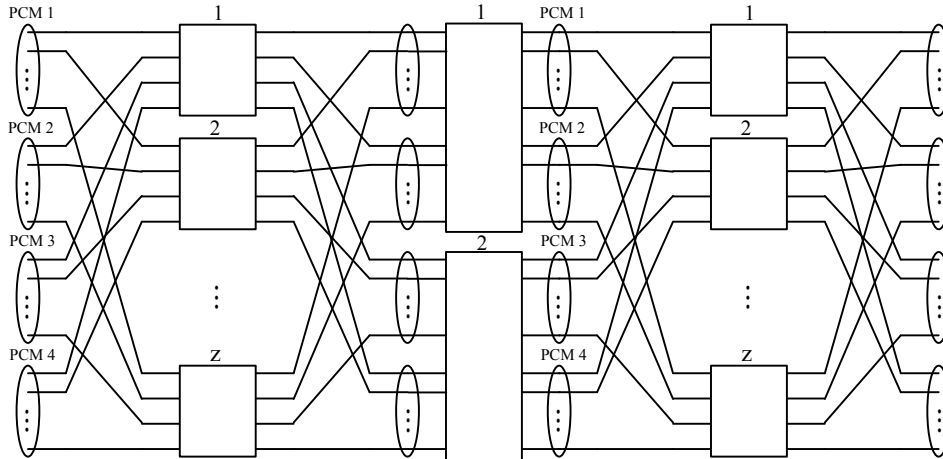
$$\tilde{T}\tilde{T}\tilde{T}M = 6\tilde{T}M = 5376 \text{ bita.}$$

Najviše memorije je potrebno za realizaciju $\tilde{T}\tilde{T}\tilde{T}$, a najmanje za realizaciju $S\tilde{T}S$ polja.

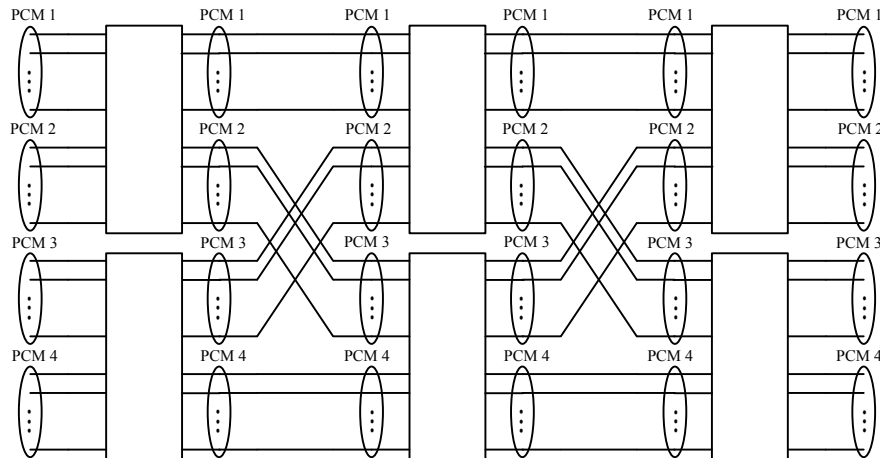
c) Ekvivalentne prostorne šeme komutacionih polja prikazane su na slikama 4.3.5.8-4.3.5.10. Na slikama su elipsama obeleženi PCM signali na ulazu i izlazu svakog komutatora.



Slika 4.3.5.8. Ekvivalentna analogna šema $\tilde{T}S\tilde{T}$ polja



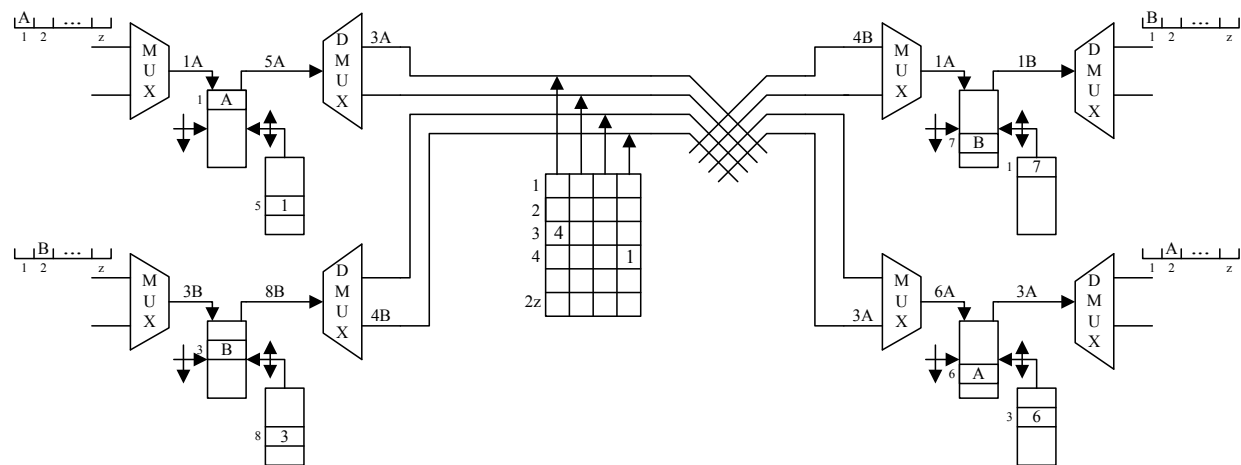
Slika 4.3.5.9. Ekvivalentna analogna šema $\tilde{S}\tilde{T}\tilde{S}$ polja



Slika 4.3.5.10. Ekvivalentna analogna šema $\tilde{T}\tilde{T}\tilde{T}$ polja

d) Na slici 4.3.5.11 data je principna šema $\tilde{T}\tilde{S}\tilde{T}$ polja i prikazan je sadržaj registara bitnih za ostvarivanje veze (1,1) ↔ (3,2). Objasnimo vezu (1,1) → (3,2). Govorni odmerak ove veze je obeležen sa A na slici 4.3.5.11. Na izlazu iz gornjeg multipleksera prve kaskade imamo ukupno $2z$ kanala formiranih na način prikazan na slici 4.3.5.7 (multipleksiranje kanal po kanal). Otuda, odmerak A se nalazi u kanalu 1 (indeksi kanala na izlazu multipleksera su $1..2z$). U primeru je korišćen sistematski upis u govornu memoriju pa se odmerak A upisuje u lokaciju 1 govorne memorije. Pošto se u lokaciji 5 gornje kontrolne memorije prve kaskade nalazi sadržaj 1, odmerak A se upisuje u kanal 5 multipleksiranog PCM signala. Na izlazu gornjeg demultipleksera prve kaskade se kanal 5 (odmerak A) prosleđuje u kanal 3 PCM1 signala na izlazu prve kaskade. Sadržaj lokacije 3 CM1 segmenta, određuje na koji PCM signal na izlazu druge kaskade će biti prosleđen odmerak A (odnosno kanal 3 PCM1 signala sa ulaza druge kaskade). Pošto je sadržaj navedene lokacije 4, odmerak A se prosleđuje u kanal 3 PCM4 signala na izlazu druge kaskade tj. S komutatora. Donji multiplekser treće kaskade raspoređuje odmerak A u kanal 6 multipleksiranog PCM signala dužine $2z$ kanala. Odmerak A se sistematskim upisom upisuje u lokaciju 6 donje govorne memorije treće kaskade. Donja kontrolna memorija treće kaskade treba da obezbedi da se odmerak A iščita u kanal 2 PCM3 signala na izlazu iz komutacionog polja. To znači da odmerak A treba da se iščita u kanal 3 PCM signala koji ulazi u

donji demultiplekser treće kaskade. Otuda u lokaciji 3 donje kontrolne memorije treće kaskade stoji sadržaj 6, čime se postiže da se odmerak A iščita u kanal 3 PCM signala koji ulazi u donji demultiplekser treće kaskade. Dotični demultiplekser raspoređuje odmerak A u kanal 2 PCM3 signala.



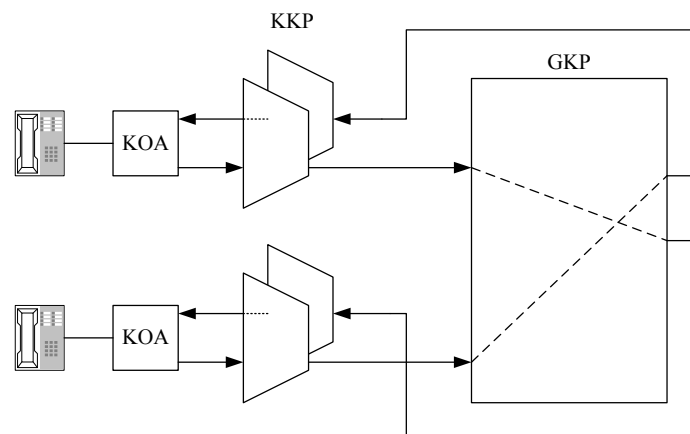
Slika 4.3.5.11. Principialna šema \tilde{TST} polja: popunjavanje memorija

4.4. Organizaciona šema bloka za komutaciju

Moderne telefonske centrale koriste digitalna komutaciona polja za realizaciju komutacionog bloka. Na komutacioni blok dolaze PCM (vremenski multipleksirani) signali iz učesničkih, prenosničkih blokova, kao i iz bloka pomoćnih organa. Komutacioni blok omogućava potpunu dostupnost tj. bilo koji kanal sa bilo kog PCM ulaza se može povezati sa bilo kojim kanalom bilo kog PCM izlaza. Međutim, svi korisnici centrale ne komuniciraju u isto vreme, pa čak ni u času najvećeg opterećenja (čas najvećeg opterećenja je čas u toku dana kad je centrala najviše opterećena tj. kad najviše korisnika pokušava da ostvari komunikaciju). Stoga se učesnički blokovi projektuju tako da vrše funkciju koncentracije tj. na njih se priključi više korisnika nego što ima kanala u PCM signalima koji povezuju taj učesnički blok sa komutacionim blokom. Stoga se može desiti blokada korisnika. Blokada predstavlja slučaj kad korisnik pokuša da ostvari vezu u slučaju kad su svi kanali u PCM signalima tog učesničkog bloka ka komutacionom bloku zauzeti pa tražena veza ne može da se ostvari i korisnički zahtev za uspostavom veze bude odbijen. Isto važi i za suprotan smer kad neko pokušava da ostvari vezu sa korisnikom koji je priključen na učesnički blok kojem su takođe u tom trenutku zauzeti svi kanali u PCM signalima koji taj učesnički blok vezuju sa komutacionim blokom. Iz tog razloga se učesnički blok još naziva i korisničko komutaciono polje KKP, a komutacioni blok grupno komutaciono polje GKP. Korisničko komutaciono polje se projektuje tako da verovatnoća blokade u času najvećeg opterećenja bude maksimalno 1%, i otuda se stepen koncentracije tipično kreće u opsegu od 1:4 (četiri puta više korisnika je priključeno na učesnički blok od maksimalnog broja veza koje taj učesnički blok može istovremeno da uspostavi sa komutacionim blokom) do 1:8, eventualno u ruralnim sredinama do 1:12. Tipično se učesnički blok povezuje sa komutacionim blokom sa jednim ili dva PCM-a od 32 kanala koji omogućavaju 32 ili 64 veze istovremeno (32 ili 64 korisnika sa učesničkog bloka može istovremeno da ostvaruje/prima veze). Neke centrale koriste i PCM-ove sa više kanala, na primer 128 kanala. Do

blokada može da dođe i usled unutrašnje blokade u grupnom komutacionom polju kada usled već uspostavljenih veza kroz komutaciono polje ne može da se uspostavi tražena veza. Međutim, moderna grupna komutaciona polja se prave kao neblokirajuća tako da se svaka veza uvek može uspostaviti bez obzira na već uspostavljene veze. Uspostavu puta kroz komutacioni blok kontroliše upravljački blok koji naređuje komutacionom polju koje dve tačke sa ulaza i izlaza da poveže i zatim komutacioni blok postavi odgovarajuće vrednosti kontrolnih memorija da bi se izvršilo to povezivanje. Inače, grupno komutaciono polje se pravi simetrično, pa uz korišćenje određenih pravila pri uspostavi puteva kroz komutaciono polje (npr. antifazno pravilo) može da se ostvari ušteda na kontrolnim memorijama. Na sledećim slikama 4.4.1-4.4.4 prikazaćemo veze kroz komutacioni blok za razne slučajeve.

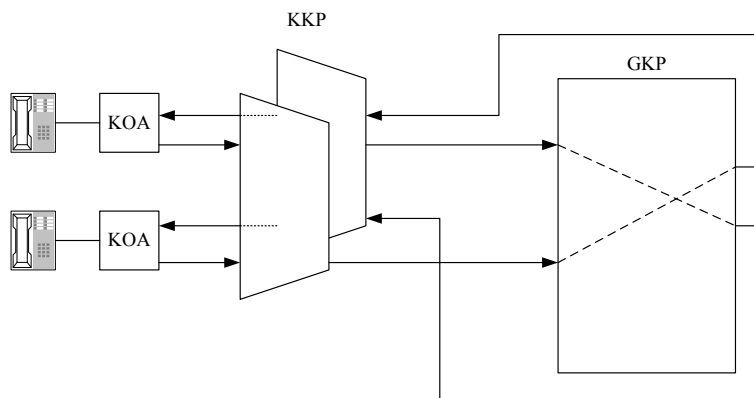
Interlokalna veza (veza između korisnika sa iste centrale, ali različitih učesničkih blokova) je prikazana na slici 4.4.1.



Slika 4.4.1. Interlokalna veza

Kao što vidimo za ovu vezu, a videće se i iz ostalih primera, za svaku vezu je neophodno zauzeti dve veze kroz komutaciono polje jer je prenos kroz komutaciono polje jednosmerno pa je za ostvarivanje dvosmerne komunikacije neophodno zauzeti dva puta kroz komutaciono polje što se i vidi sa slike 4.4.1. Korisničko komutaciono polje se crta kao trapez da bi se naglasila funkcija koncentracije u odlaznom smeru, odnosno funkcija ekspanzije u prijemnom smeru.

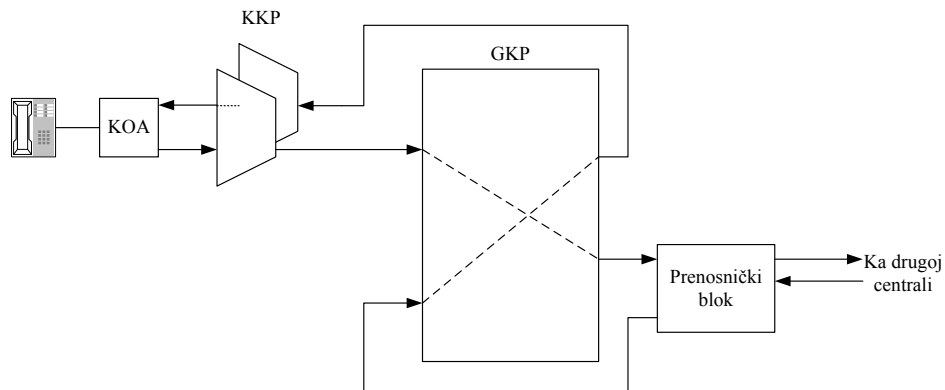
Intralokalna veza (veza između korisnika sa iste centrale i istog učesničkog bloka) je prikazana na slici 4.4.2.



Slika 4.4.2. Intralokalna veza

Kod nekih modernih centrala se za ostvarivanje ovakvih veza ne koristi GKP, već se veza komutira u samom učesničkom bloku i ne izlazi na GKP. Ovo svojstvo omogućava uspostavu intralokalnih veza čak i kada je centrala u kvaru (naravno, podrazumeva se da je dotični učesnički blok ispravan i da dobija napajanje), pri čemu se u tom slučaju pozivi tipično ne tarifiraju (ali ovo zavisi od operatora).

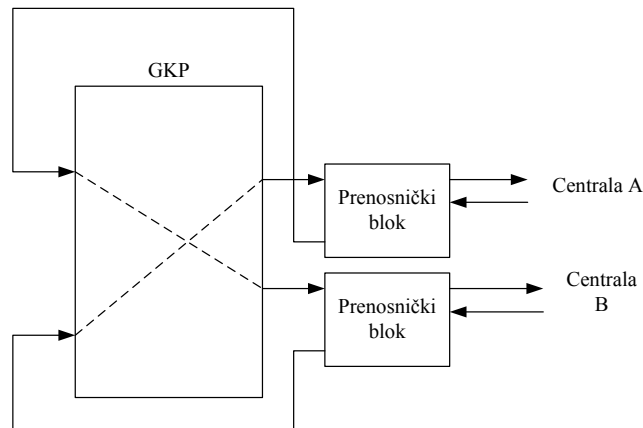
Odlazna/dolazna veza (veza između korisnika sa posmatrane centrale i korisnika sa neke druge centrale) je prikazana na slici 4.4.3.



Slika 4.4.3. Odlazna/dolazna veza

U ovom slučaju GKP se koristi da poveže učesnički blok (korisnika posmatrane centrale) sa prenosničkim blokom koji predstavlja vezu posmatrane centrale sa centralom na kojoj se nalazi drugi korisnik u vezi (ili tranzitnom centralom koja se nalazi na putu do drugog korisnika u vezi).

Tranzitna veza (veza koju ostvaruju korisnici sa nekih drugih centrala, a pri tom koriste tranzit kroz posmatranu centralu) je prikazana na slici 4.4.4.



Slika 4.4.4. Tranzitna veza

U ovom slučaju GKP povezuje dva prenosnička bloka koji predstavljaju veze sa centralama A i B da bi se ostvarila tražena tranzitna veza kroz posmatranu centralu.

4.5. Verovatnoća blokade u komutacionom polju

Komutaciona polja se prave da budu potpuno dostupna tj. da se bilo koji ulaz komutacionog polja može povezati sa bilo kojim izlazom komutacionog polja. Međutim, može se desiti da iako su neki ulaz i izlaz slobodni oni ne mogu da se povežu kroz komutaciono polje zbog već uspostavljenih veza i tada kažemo da je ta veza blokirana. Ta pojava se naziva unutrašnja blokada komutacionog polja. Po pitanju unutrašnje blokade razlikujemo tri slučaja:

- Neblokirajuća komutaciona polja – komutaciona polja kod kojih nikad ne može da dođe do blokade tj. bilo koji ulaz se može uvek povezati sa bilo kojim izlazom bez obzira na već uspostavljene veze ako su taj ulaz i izlaz slobodni.
- Uslovno blokirajuća komutaciona polja – komutaciona polja kod kojih može doći do blokade usled već postojećih veza, ali se preuređivanjem postojećih veza može osloboditi blokirana veza
- Potpuno blokirajuća komutaciona polja – komutaciona polja kod kojih može doći do blokade usled već postojećih veza, ali se ni preuređivanjem veza blokirana veza ne može odblokirati

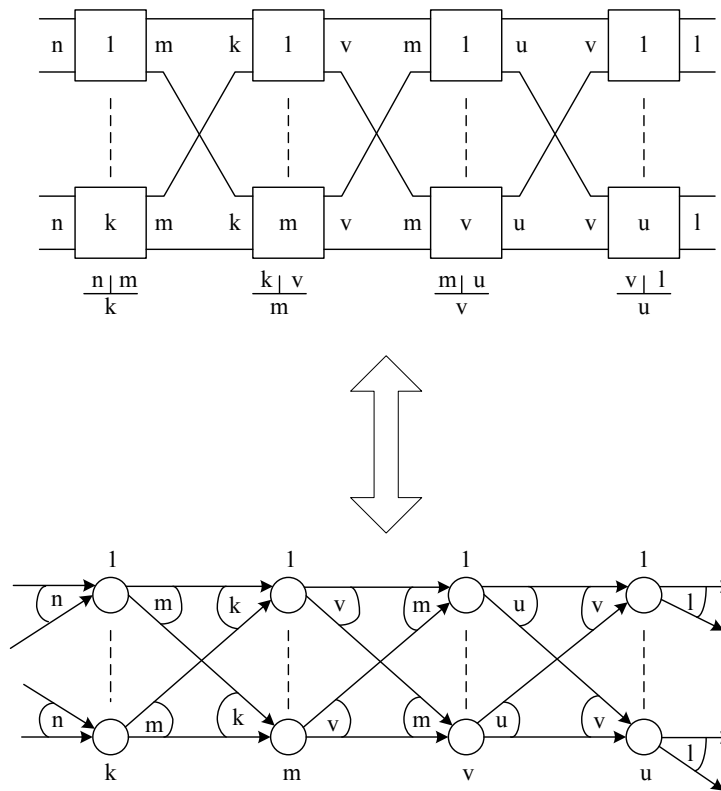
Da bi našli verovatnoću unutrašnje blokade kod komutacionih polja crtamo ekvivalentnu analognu šemu kod digitalnih komutacionih polja, odnosno analognu šemu kod analognih komutacionih polja. Kod nalaženja unutrašnje verovatnoće blokade posmatramo parametre broja zauzetih linija kao i dužinu trajanja zauzetosti linija koje posmatramo kao slučajne veličine. U realnom slučaju ulazi u komutaciono polje nisu zauzeti sa podjednakom verovatnoćom, ali tada se za nalaženje verovatnoće blokade mora koristiti simulacija jer nema generalne metode koja bi rešavala ovaj slučaj. Kod korišćenja generalnih metoda se smatra da su svi ulazi u komutaciono polje zauzeti sa podjednakom verovatnoćom. Unutrašnja blokada podrazumeva da između nekog ulaza A i izlaza B komutacionog polja ne može da se uspostavi veza usled već uspostavljenih veza i nas interesuje verovatnoća tog događaja. Postoji više metoda za određivanje verovatnoće unutrašnje blokade:

- Lee-ova metoda
- Jacobeus-ova metoda
- Karanaugh-ova metoda

Napomena: kod digitalnih komutacionih polja pod linijom podrazumevamo kanal u vremenskom multipleksu, a kod analognih komutacionih polja podrazumevamo fizičku liniju.

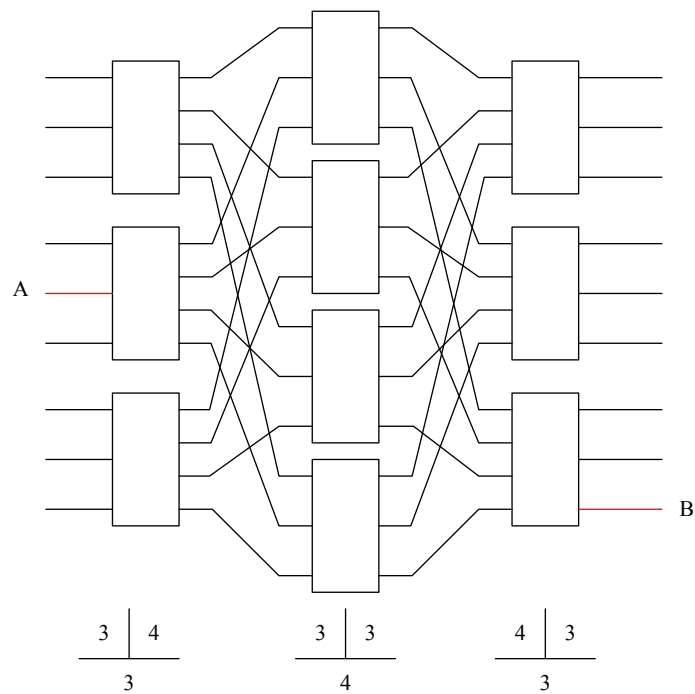
4.5.1. Lee-ova metoda

Komutaciono polje predstavljamo preko analogne šeme (analogna komutaciona polja) ili ekvivalentne analogne šeme (digitalna komutaciona polja). Zatim analognu šemu predstavimo u vidu grafa, pri čemu je svaki komutator predstavljen u vidu čvora grafa. To je prvi korak Lee-ove metode koji je prikazan na slici 4.5.1.1.



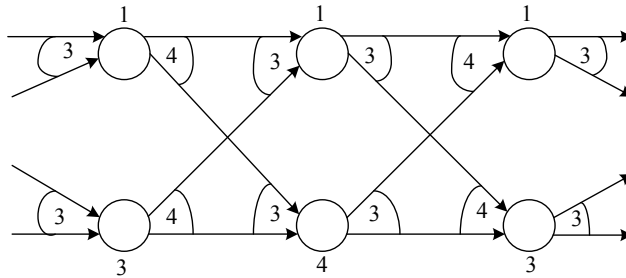
Slika 4.5.1.1. Ekvivalentna analogna šema prikazana preko grafa

Na slici 4.5.1.2. je predstavljena jedna konkretna analogna šema komutacionog polja i prikazani su ulaz A i izlaz B koje želimo da povežemo:



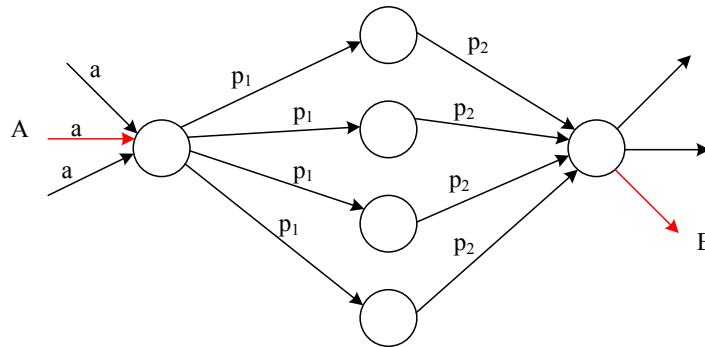
Slika 4.5.1.2. Komutaciono polje od tri kaskade

Na slici 4.5.1.3 je prikazan graf za komutaciono polje sa slike 4.5.1.2.



Slika 4.5.1.3. Ekvivalentni graf

Interesuje nas da odredimo verovatnoću unutrašnje blokade kroz komutaciono polje. Zato smo fiksirali jedan konkretan ulaz (A) i konkretan izlaz (B) i gledamo koja je verovatnoća da veza između A i B kroz komutaciono polje bude blokirana. Dalje nas interesuje samo redukovani graf grafa sa slike 4.5.1.3 koji će sadržati samo potencijalne puteve između A i B , a ostale delove grafa možemo da izbacimo jer nisu od interesa za posmatranu vezu. Tako dobijamo redukovani graf koji je prikazan na slici 4.5.1.4.

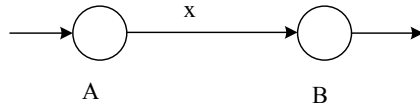


Slika 4.5.1.4. Redukovani graf

Parametar a je verovatnoća zauzetosti dotične linije. Isto značenje imaju i parametri p_1 i p_2 . Do blokade će doći ako nijedna od potencijalnih putanja nije slobodna iz razloga što je čitava zauzeta ili neka deonica zauzeta. Pošto smo ulaz A i izlaz B proizvoljno birali onda ovaj metod generalno važi za čitavo komutaciono polje tj. za bilo koji izbor A i B . Kod Lee-ve metode smatramo da su sve verovatnoće zauzetosti linija (i ulaznih linija u komutaciono polje i linija kroz komutaciono polje) međusobno nezavisne i da su sve verovatnoće zauzetosti ulaznih linija u komutaciono polje jednake. Ovo u realnom slučaju nije u potpunosti korektno pa Lee-ova metoda daje samo približne rezultate. Za slučaj komutacionog polja sa slike 4.5.1.2 postoje četiri potencijalne putanje između ulaza A i izlaza B .

Za zadati graf prvo nalazimo funkciju konekcije C_{AB} između čvorova A i B na koje su priključeni posmatrani ulaz i izlaz. Po definiciji, funkcija konekcije C_{AB} je jednaka 1 ako postoji bar jedan slobodan put od A do B , a u suprotnom je nula.

Primeri za funkciju konekcije su dati na slikama 4.5.1.5-4.5.1.11 pri čemu veličina x_i ima vrednost 1 ako je grana slobodna, a vrednost 0 ako je grana zauzeta.

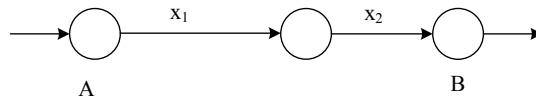


Slika 4.5.1.5. Jedna linija

U primeru sa slike 4.5.1.5 funkcija konekcije je:

$$C_{AB} = x \quad (4.5.1.1)$$

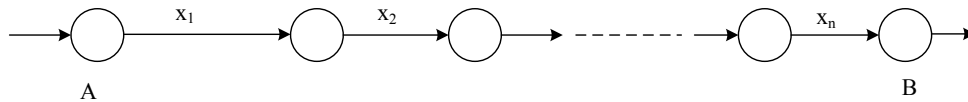
što je logično jer ako je grana zauzeta ($x = 0$), nema slobodnog puta od A do B , a ako je grana slobodna ($x = 1$) onda slobodan put između A i B postoji.



Slika 4.5.1.6. Redna veza dve linije

U primeru sa slike 4.5.1.6 imamo rednu vezu dve grane. Put između A i B je slobodan samo ako su obe grane slobodne, a u suprotnom nema slobodnog puta između A i B . Na osnovu toga je funkcija konekcije (praktično logička I funkcija: i grana 1 i grana 2 su slobodne):

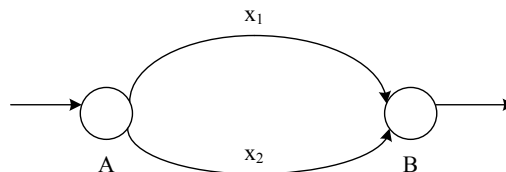
$$C_{AB} = x_1 x_2 \quad (4.5.1.2)$$



Slika 4.5.1.7. Redna veza n linija

U primeru sa slike 4.5.1.7 imamo rednu vezu n grana između A i B . Ovo je proširenje slučaja dve redne grane. Put između A i B je slobodan samo ako je svih n grana slobodno, u suprotnom nema slobodnog puta između A i B . Funkcija konekcije za ovaj slučaj glasi (logička I funkcija n promenljivih):

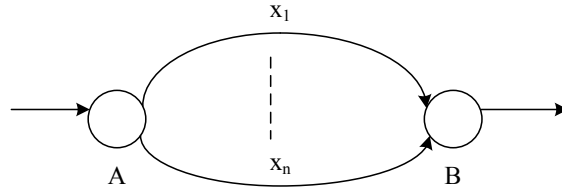
$$C_{AB} = \prod_{i=1}^n x_i \quad (4.5.1.3)$$



Slika 4.5.1.8. Paralelna veza dve linije

U primeru sa slike 4.5.1.8 imamo paralelnu vezu dve grane između A i B . Između A i B postoji slobodan put ako je bilo koja od dve grane slobodna, a ako su i jedna i druga zauzete onda nema slobodnog puta između A i B . Funkcija konekcije za ovaj slučaj glasi:

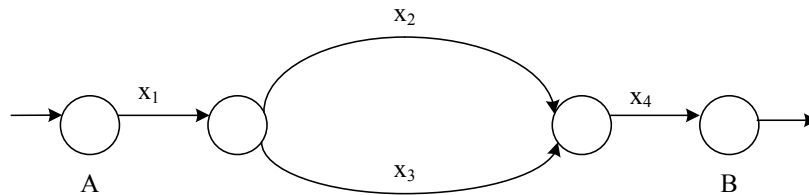
$$C_{AB} = 1 - (1 - x_1)(1 - x_2) \quad (4.5.1.4)$$



Slika 4.5.1.9. Paralelna veza n linija

Primer sa slike 4.5.1.9 je proširenje slučaja dve paralelne grane na n paralelnih grana. Funkcija konekcije za ovaj slučaj glasi:

$$C_{AB} = 1 - \prod_{i=1}^n (1 - x_i) \quad (4.5.1.5)$$

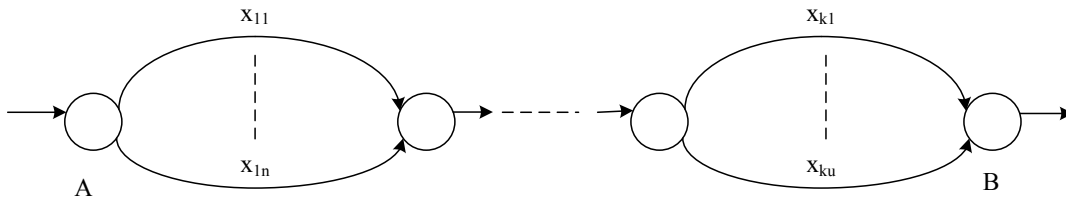


Slika 4.5.1.10. Redno-paralelna veza

Primer sa slike 4.5.1.10 predstavlja rednu vezu tri deonice od kojih jedna ima paralelnu vezu dve grane. Ovaj slučaj predstavlja kombinaciju prethodno razmatranih slučajeva. Funkcija konekcije za ovaj slučaj je:

$$C_{AB} = x_1 x_4 (1 - (1 - x_2)(1 - x_3)) \quad (4.5.1.6)$$

Generalizaciju prethodno razmatranih slučajeva predstavlja primer sa slike 4.5.1.11.



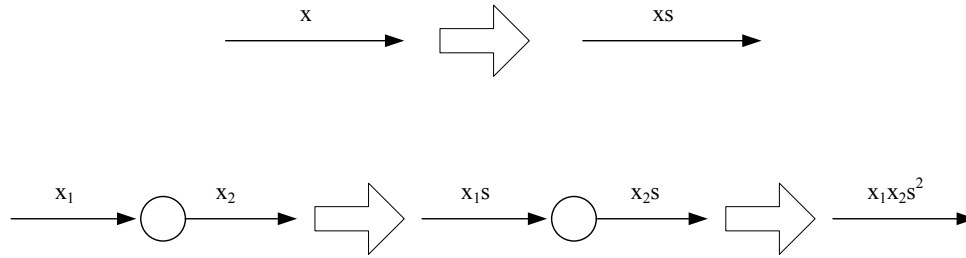
Slika 4.5.1.11. Opšti slučaj

U ovom slučaju imamo rednu vezu od k deonica pri čemu svaka deonica ima određeni broj paralelnih grana kojih može biti jedna ili više grana. Funkcija konekcije za ovaj slučaj je:

$$C_{AB} = \left[1 - \prod_{i=1}^n (1 - x_{1i}) \right] \cdots \left[1 - \prod_{i=1}^u (1 - x_{ki}) \right] \quad (4.5.1.7)$$

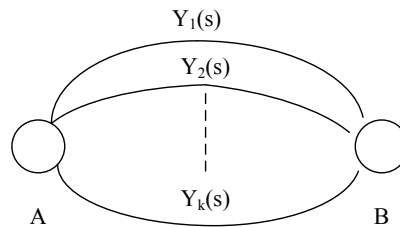
Svi grafovi se mogu svesti na paralelne putanje svih mogućih puteva između A i B tj. mogu se svesti na proste delove koji su razmatrani u primerima sa slika 4.5.1.5-4.5.1.11.

Funkcija konekcije C_{AB} je deterministička funkcija tj. predstavlja konkretan slučaj veza blokirana ili ne (sve grane imaju konkretne vrednosti 0 i 1 (zauzete ili ne)), a nas interesuje verovatnoća da veza bude blokirana. Iz tog razloga se uvodi karakteristična funkcija $F_{AB}(s)$. Svaka grana se obeležava sa $x \cdot s$ što se vidi sa slike 4.5.1.12.



Slika 4.5.1.12. Uvođenje karakteristične funkcije

Tako sada nalazimo sve potencijalne putanje između A i B i predstavljamo to u vidu k (ako je bilo k potencijalnih putanja) paralelnih grana između čvorova A i B :



Slika 4.5.1.13. Karakteristična funkcija

Sa $Y_i(s)$ je predstavljena karakteristična funkcija i -te potencijalne putanje. Karakteristična funkcija između A i B je onda:

$$F_{AB}(s) = 1 - \prod_{i=1}^k (1 - Y_i(s)) \quad (4.5.1.8)$$

Veza između funkcije konekcije C_{AB} i karakteristične funkcije $F_{AB}(s)$ je:

$$C_{AB} = F_{AB}(s)|_{s=1} \quad (4.5.1.9)$$

Dalje definišemo verovatnoće da je neka grana zauzeta ili ne. Npr. grana 1 može biti zauzeta ili ne. Verovatnoća da je grana 1 slobodna je: $P\{x_1 = 1\} = q_1$, a verovatnoća da je grana 1 zauzeta je: $P\{x_1 = 0\} = p_1 = 1 - q_1$. Smatramo da su sve verovatnoće q_i tj. $p_i = 1 - q_i$ međusobno nezavisne što u realnom slučaju nije u potpunosti tačno.

Združena verovatnoća $P\{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ je jednaka proizvodu pojedinačnih verovatnoća $P\{x_i\}$ jer su sve slučajne promenjive tj. grane međusobno nezavisne:

$$P\{x_1, x_2, \dots, x_n\} = \prod_{i=0}^n P\{x_i\} \quad (4.5.1.10)$$

Takođe važi da je srednja vrednost za slučajnu promenjivu x_i koja predstavlja granu i :

$$\overline{x_i} = 0 \cdot p_i + 1 \cdot q_i = q_i \quad (4.5.1.11)$$

Za slučaj x_i^n imamo da je srednja vrednost $\overline{x_i^n}$:

$$\overline{x_i^n} = 0^n \cdot p_i + 1^n \cdot q_i = q_i \quad (4.5.1.12)$$

Unutrašnju blokadu B sad možemo da izrazimo kao:

$$B = P\{C_{AB} = 0\} = 1 - P\{C_{AB} = 1\} \quad (4.5.1.13)$$

U izrazu (4.5.1.13) verovatnoća da funkcija konekcije iznosi 0 u stvari znači da nema slobodnog puta što opet znači da je došlo do unutrašnje blokade.

Nađimo srednju vrednost za slučajnu promenjivu koja predstavlja funkciju konekcije:

$$\overline{C_{AB}} = 1 \cdot P\{C_{AB} = 1\} + 0 \cdot P\{C_{AB} = 0\} = P\{C_{AB} = 1\} \quad (4.5.1.14)$$

Na osnovu ovog rezultata unutrašnja blokada se definiše kao:

$$B = 1 - \overline{C_{AB}} \quad (4.5.1.15)$$

Karakteristična funkcija $F_{AB}(s)$ je funkcija više promenjivih (tj. svih grana koje mogu biti deonice između čvorova A i B):

$$F_{AB}(s) = f(x_1^{n_1}, x_2^{n_2}, \dots, x_k^{n_k}) \quad (4.5.1.16)$$

pri čemu u izrazu figuriše $x_i^{n_i}$, gde slučaj $n_i > 1$ potiče od toga što neka grana može da se javi u više potencijalnih putanja između A i B . Na osnovu osobine $\overline{x_i^n} = \overline{x_i}^n$ imamo da je:

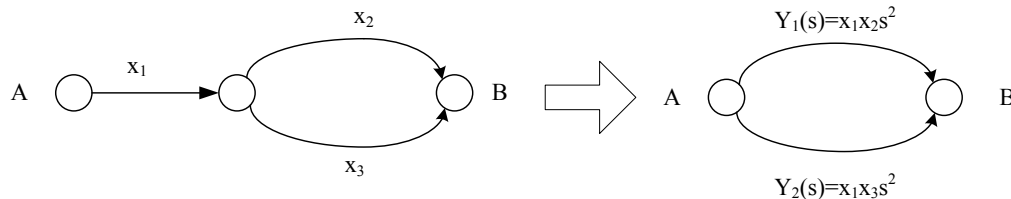
$$F_{AB}(s) = f(x_1, x_2, \dots, x_k) \quad (4.5.1.17)$$

Na osnovu prethodnih izraza imamo da je unutrašnja blokada:

$$B = 1 - \overline{C_{AB}} = 1 - \overline{F_{AB}(s, x_1, x_2, \dots, x_k)}|_{s=1} = 1 - F_{AB}^*(s, q_1, q_2, \dots, q_k)|_{s=1} \quad (4.5.1.18)$$

Uveli smo oznaku $F_{AB}^*(s, q_1, q_2, \dots, q_k)|_{s=1} = \overline{F_{AB}(s, x_1, x_2, \dots, x_k)}$. Navedeni izraz za unutrašnju blokadu B je tzv. Lee-Le Gallova teorema.

Primer 1



Slika 4.5.1.14.

Za primer sa slike 4.5.1.14 nađimo $F_{AB}(s)$:

$$F_{AB}(s) = 1 - (1 - Y_1(s))(1 - Y_2(s)) = Y_1(s) + Y_2(s) - Y_1(s)Y_2(s) = x_1x_2s^2 + x_1x_3s^2 - x_1^2x_2x_3s^4$$

Nađimo sada $F_{AB}^*(s, q_1, q_2, q_3)$:

$$F_{AB}^*(s, q_1, q_2, q_3) = q_1q_2s^2 + q_1q_3s^2 - q_1^2q_2q_3s^4 = q_1q_2s^2 + q_1q_3s^2 - q_1q_2q_3s^4$$

Dalje imamo da je unutrašnja blokada B po Lee-Le Gallovoj teoremi:

$$B = 1 - F_{AB}^*(s, q_1, q_2, q_3)|_{s=1} = 1 - (q_1q_2 + q_1q_3 - q_1q_2q_3)$$

Primer 2

Za primer komutacionog polja sa slike 4.5.1.2 imamo na osnovu grafa sa slike 4.5.1.4 da je karakteristična funkcija:

$$F_{AB}(s) = 1 - (1 - Y(s))^4$$

$$Y(s) = x_1 x_2 s^2$$

Iskoristili smo svojstvo da 4 grane koje povezuju prvu i drugu kaskadu imaju istu verovatnoću da su zauzete, a isto važi i za 4 grane koje povezuju drugu i treću kaskadu. Dalje nađimo $F_{AB}^*(s)$:

$$F_{AB}^*(s) = 1 - (1 - q_1 q_2 s^2)^4 = 1 - (1 - (1 - p_1)(1 - p_2)s^2)^4$$

Unutrašnja blokada iznosi:

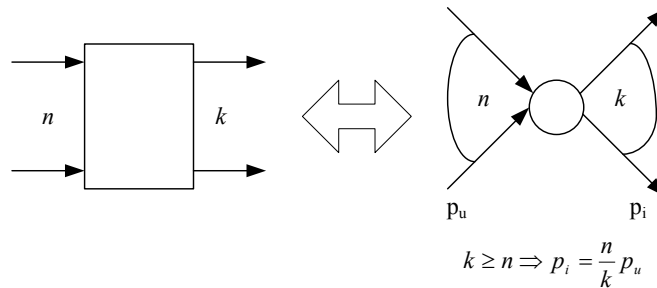
$$B = 1 - F_{AB}^*(s)|_{s=1} = 1 - (1 - [1 - (1 - p_1)(1 - p_2)])^4 = [1 - (1 - p_1)(1 - p_2)]^4$$

4.5.2. Model komutatora

Prilikom razmatranja Lee-ove metode smo podrazumevali da su nam poznate verovatnoće zauzetosti pojedinih grana u grafu koji se crta prilikom primene Lee-ve metode. U ovoj sekciji ćemo pokazati kako se te verovatnoće određuju. Ono što nam mora biti poznato jeste verovatnoća zasetosti ulaznih linija u komutaciono polje i na osnovu njih se proračunavaju ostale verovatnoće u grafu. Već je rečeno da smatramo da se ulazne linije zauzimaju sa podjednakom verovatnoćom iako to u realnom slučaju nije tako. Ako u neki čvor (čvor u Lee-ovom grafu je u stvari komutator) ulaze grane sa podjednakom verovatnoćom zauzetosti p_u , pri čemu je broj ulaznih grana n manji ili jednak broju izlaznih grana k onda se verovatnoća zauzetosti izlazne grane određuje kao:

$$p_i = \frac{n}{k} p_u, k \geq n \tag{4.5.2.1}$$

gde su: p_i verovatnoća zauzetosti izlazne grane iz čvora (komutatora), p_u verovatnoća zauzetosti ulazne grane u čvor, n broj grana koje ulaze u čvor, a k broj grana koje izlaze iz čvora. Ova relacija u stvari predstavlja jednačinu fluksa verovatnoća. Slučaj $k \geq n$ predstavlja komutator bez unutrašnje blokade (slika 4.5.2.1).



Slika 4.5.2.1. Komutator bez unutrašnje blokade

Za primer grafa sa slike 4.5.1.4 imamo da je:

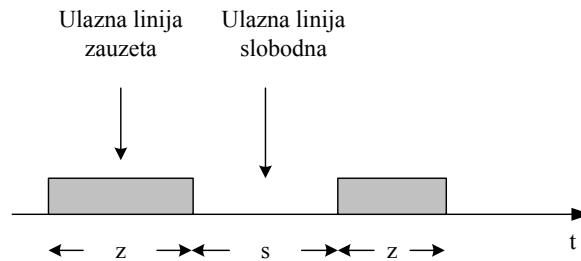
$$p_1 = \frac{3}{4}a$$

$$p_2 = p_1$$

Važi jednakost $p_2 = p_1$ jer u bilo koji čvor/komutator druge kaskade u primeru za komutaciono polje sa slike 4.5.1.2 imamo 3 ulaza i 3 izlaza tj. slučaj $n = k$. Na osnovu ovoga imamo da je unutrašnja blokada B za komutaciono polje sa slike 4.5.1.2 (kada uvedemo smene za p_1 i p_2):

$$B = \left[1 - \left(1 - \frac{3}{4}a \right)^2 \right]^4$$

Međutim, ako je komutator blokirajući tj. $k < n$ onda se može desiti da ako su sve izlazne linije zauzete onda one preostale slobodne ulazne linije ne mogu da se iskoriste. Da bi našli u ovom slučaju verovatnoću zauzetosti izlaznih linija primenjuje se teorija servisnih sistema. Smatramo da postoji n potencijalnih korisnika (ulazne linije u komutator) koji mogu da zauzmu k serviseru (izlazne linije iz komutatora). Pri tome, slučajna promenjiva z koja predstavlja vreme zauzetosti ulazne linije ima eksponencijalnu raspodelu sa parametrom μ , a slučajna promenjiva s koja predstavlja vreme kada je ulazna linija slobodna ima eksponencijalnu raspodelu sa parametrom ν (slika 4.5.2.2).



Slika 4.5.2.2. Prikaz zauzetosti ulazne linije

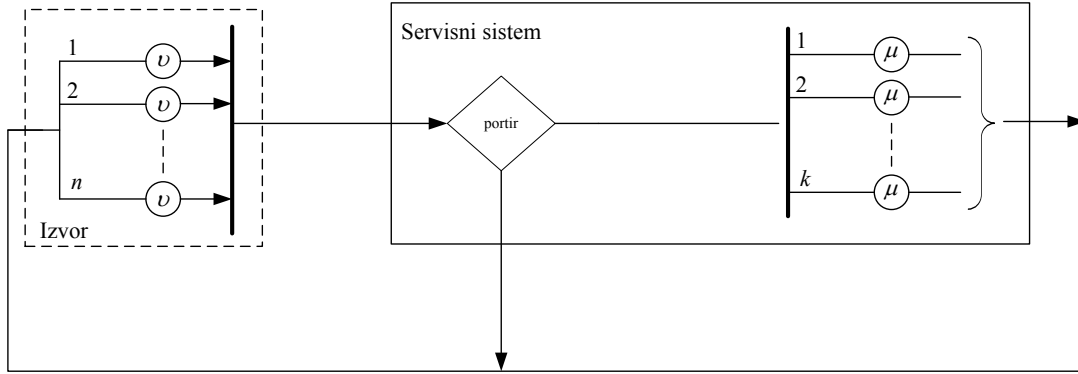
Smatramo da su sve ulazne linije nezavisne jedna od druge i da sve imaju istu raspodelu. Verovatnoća da je ulazna linija zauzeta P_z je:

$$P_z = \frac{1/\mu}{1/\nu + 1/\mu} \quad (4.5.2.2)$$

Verovatnoća da je ulazna linija slobodna P_s je:

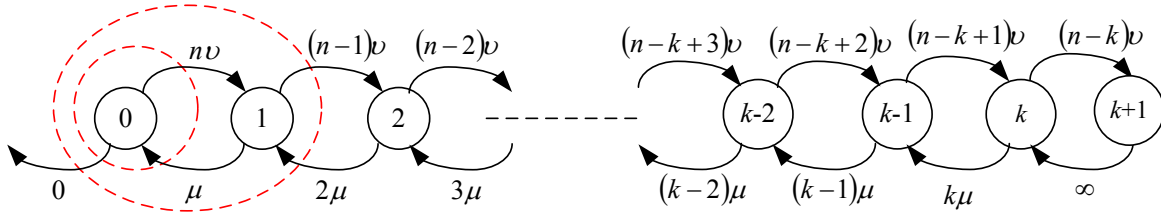
$$P_s = \frac{1/\nu}{1/\nu + 1/\mu} \quad (4.5.2.3)$$

Očigledno važi $P_z + P_s = 1$ tj. linija je ili zauzeta ili slobodna. Za ovakav servisni sistem koristimo očigledno model $M/M/k/k/n$ jer obrada korisnika ima eksponencijalnu raspodelu, vreme međudolazaka korisnika ima takođe eksponencijalnu raspodelu, broj serviseru je u stvari broj izlaznih linija iz komutatora k , a ukupan broj potencijalnih korisnika u stvari ulaznih linija je n . Čekaonice nema jer korisnik je ili odbijen ili prihvaćen odmah u radionicu tj. nema čekanja. Ovo je Engsetov model, a blok-šema ovog modela je data na slici 4.5.2.3.



Slika 4.5.2.3. Servisni sistem M/M/k/k/n

Dijagram toka za ovaj model je prikazan na slici 4.5.2.4 (na slici su obeležene prve dve lokalne jednačine).



Slika 4.5.2.4. Dijagram toka za sistem M/M/k/k/n

Izvođenja za Engestov model su data u okviru priloga A (potpoglavlje A.8). Ono što nas interesuje je verovatnoća zauzetosti izlaznih linija. Ovu verovatnoću određujemo na sledeći način. Intezitet ostvarenog saobraćaja A_S je po definiciji ((A.8.7) iz priloga A):

$$A_S = N_S = E\{i\} = \sum_{i=0}^k i p_i = \sum_{i=0}^k i p_0 \binom{n}{i} r^i = \frac{n}{\sum_{j=0}^k \binom{n}{j} r^j} \sum_{i=1}^k \binom{n-1}{i-1} r^i \quad (4.5.2.4)$$

Parametar N_S označava srednji broj zauzetih izlaznih linija (servisera). Na osnovu parametra N_S možemo izračunati verovatnoću zauzeća izlazne linije p_i kao:

$$p_i = N_S / k = \frac{n}{k \cdot \sum_{j=0}^k \binom{n}{j} r^j} \sum_{i=1}^k \binom{n-1}{i-1} r^i \quad (4.5.2.5)$$

U slučaju kada je broj ulaznih linija u komutator znatno veći od broja izlaznih linija iz komutatora ($n \gg k$) možemo koristiti Erlangov model M/M/k/k kao aproksimaciju umesto Engsetovog modela. Izvođenja za Erlangov model su data u okviru priloga A (potpoglavlje A.7). Pri tome se usvaja aproksimacija $(n-i)v \approx \lambda$, $i = 0..k$ jer je $n \gg k$. Verovatnoću zauzeća izlazne linije p_i računamo na osnovu $p_i = N_S / k$, kao i kod Engsetovog modela, pri čemu je u okviru priloga A (potpoglavlje A.7) dat izraz za N_S u slučaju Erlangovog modela.

Kada korišćenjem teorije servisnih sistema odredimo verovatnoću zauzetosti izlaznih linija iz blokirajućeg komutatora dobijamo verovatnoće zauzetosti određenih grana u Lee-ovom

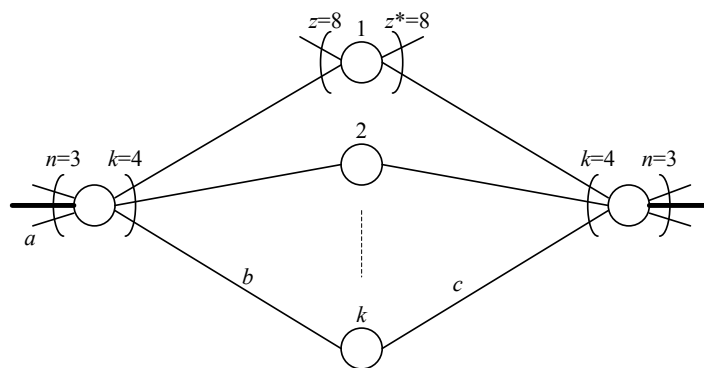
grafu, tako da dalje možemo odrediti verovatnoću unutrašnje blokade komutacionog polja Lee-ovom metodom koju smo opisali u prethodnoj sekciji.

4.5.3. Primeri primene Lee-ove metode

U okviru ove sekcije ćemo prikazati primenu Lee-ove metode na konkretne primere komutacionih polja, pri čemu ćemo koristiti komutaciona polja iz primera 2 i 3 iz sekcije 4.3.5.

Primer 1

Za STS komutaciono polje iz primera 2 sekcije 4.3.5 ćemo izračunati verovatnoću blokade. Na osnovu ekvivalentne analogne šeme sa slike 4.3.5.5, možemo kreirati ekvivalentan graf prikazan na slici 4.5.3.1. Na slici 4.5.3.1 je prikazan redukovani graf gde je fiksiran proizvoljan ulaz i izlaz komutacionog polja.



Slika 4.5.3.1. Ekvivalentan redukovani graf

Sa a je obeležena verovatnoća zauzeća ulazne linije u komutaciono polje, dok b i c označavaju verovatnoću zauzeća odgovarajućih linkova u komutacionom polju (analognoj ekvivalentnoj šemi). Pri tome važi na osnovu primene (4.5.2.1):

$$b = \frac{n}{k} a = \frac{3}{4} a, \quad c = \frac{z}{z^*} b = b = \frac{3}{4} a.$$

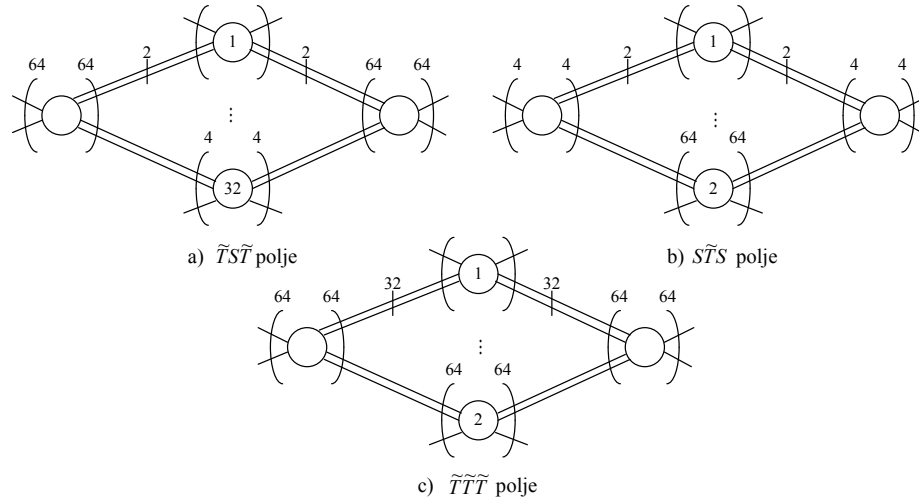
Očigledno imamo 4 potencijalna puta, pri čemu se svaki potencijalni put sastoji od dva redno vezana linka. Primenjujući pravila Lee-ove metode opisana u sekciji 4.5.1 možemo lako izvesti izraz za verovatnoću unutrašnje blokade komutacionog polja. Posmatrajmo jedan potencijalni put koji se sastoji od dva redno vezana linka. Verovatnoća da je taj put slobodan je jednak verovatnoći da su oba linka slobodna, odnosno $(1-b)(1-c)$. Verovatnoća da je taj put zauzet je stoga $1-(1-b)(1-c)$. Verovatnoća da dođe do unutrašnje blokade jeste jednaka verovatnoći da su sva četiri potencijalna puta zauzeta, pa je stoga unutrašnja blokada komutacionog polja:

$$B = (1 - (1-b)(1-c))^k = (1 - (1 - \frac{3}{4}a)^2)^4.$$

Zgodno je primetiti da ako se pogleda ekvivalentna analogna šema sa slike 4.3.5.5, može se uočiti da je u pitanju Closova struktura. Otuda, da je postavljeno $k \geq 2n-1$ komutaciono polje bi bilo neblokirajuće tj. $B = 0$. Slično bi važilo i za TST polje čija je analogna ekvivalentna šema prikazana na slici 4.3.4.2. U ovom slučaju je potrebno da bude ispunjeno $z^* \geq 2z-1$ da bi polje bilo neblokirajuće.

Primer 2

Za potpuno dostupna komutaciona polja iz primera 3 sekcije 4.3.5 ćemo izračunati verovatnoću blokade. Na osnovu ekvivalentnih analognih šema, možemo kreirati ekvivalentne grafove prikazane na slici 4.5.3.2. Na slici 4.5.3.2 su prikazani redukovani grafovi.



Slika 4.5.3.2. Ekvivalentni redukovani grafovi

Sa a ćemo obeležiti verovatnoću zauzeća ulaznih linija u komutaciono polje, dok b označava verovatnoću zauzeća unutrašnjih linkova u komutacionom polju (analognoj ekvivalentnoj šemi). Vidimo da je u sva tri slučaja, broj linija koje ulaze i izlaze iz čvorova u srednjoj kaskadi jednak, pa je stoga lako zaključiti na osnovu (4.5.2.1) da svi unutrašnji linkovi imaju istu verovatnoću zauzetosti. Isto važi i za čvorove prve kaskade, pa opet na osnovu (4.5.2.1) važi da je $b = a$. Primenjujući pravila Lee-ove metode opisana u sekciji 4.5.1 možemo lako izvesti izraz za verovatnoću unutrašnje blokade komutacionog polja za sva tri slučaja.

Sa slike 4.5.3.2a se direktno dobija da je verovatnoća blokade za $\tilde{T}\tilde{S}\tilde{T}$ polje jednaka $p_b = (1 - (1 - a^2)^2)^{32}$.

Sa slike 4.5.3.2b se direktno dobija da je verovatnoća blokade za $S\tilde{T}S$ polje jednaka $p_b = (1 - (1 - a^2)^2)^2$.

Sa slike 4.5.3.2c se direktno dobija da je verovatnoća blokade za $\tilde{T}\tilde{T}\tilde{T}$ polje jednaka $p_b = (1 - (1 - a^{32})^2)^2$.

Najveću verovatnoću blokade ima $S\tilde{T}S$, a najmanju $\tilde{T}\tilde{T}\tilde{T}$ polje.

4.6. Proračun korisničkog komutacionog polja

Kao što je rečeno u potpoglavlju 4.4. učesnički blok se još naziva i korisničko komutaciono polje (KKP) koje obavlja funkciju koncentracije. Učesnički blok (korisničko komutaciono polje) je povezan na grupno komutaciono polje (GKP) sa k govornih kanala. U zavisnosti od tipa GKP, govorni kanali mogu biti zasebne analogne linije u slučaju analognog GKP, odnosno mogu biti PCM signali u slučaju digitalnog GKP. Međutim, ono što je bitno u

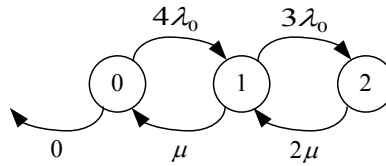
proračunu je da maksimalno k korisnika povezanih na isti KKP može da ostvari istovremenu vezu (razgovor). Ukupan broj korisnika povezanih na isti KKP označimo sa n .

Za modeliranje KKP se može koristiti ili Engsetov model ili Erlangov model. Engsetov model se koristi kada ukupan broj korisnika n nije mnogo veći od broja govornih kanala k sa kojima je KKP povezan na GKP. Ukoliko je n značajno veće od k (ovo je najčešći slučaj u praksi), onda se koristi jednostavniji Erlangov model jer su tada rezultati dobijeni Erlangovim modelom približni rezultatima Engsetovog modela. Postoje tri osnovna parametra u oba modela: ponuđeni saobraćaj, verovatnoća gubitka poziva i broj govornih kanala k . Poznavanjem dva od tri parametra, moguće je izračunati preostali treći parametar koristeći Engsetov ili Erlangov model. U slučaju Engsetovog modela je uz ponuđeni saobraćaj neophodno poznavati i ukupan broj korisnika n . Prvi slučaj je proračun potrebnog broja govornih kanala k da bi se zadovoljila željena verovatnoća gubitka poziva za pretpostavljeni ukupan ponuđeni saobraćaj (odnosno ukupan broj korisnika). Ovaj proračun se koristi prilikom projektovanja centrale ukoliko je broj govornih kanala između KKP i GKP fleksibilan i nije unapred fiksiran na neku konstantnu vrednost (veoma čest slučaj u praksi je da je broj govornih kanala fiksiran). Drugi slučaj je proračun ponuđenog saobraćaja, odnosno broja korisnika koji se priključuje na KKP, pri čemu je poznat broj govornih kanala k i zadata je željena verovatnoća gubitka poziva. Ovaj proračun se takođe koristi prilikom projektovanja centrale i njime se određuje maksimalan broj korisnika koji se može priključiti na KKP. Treći slučaj je da se za zadati broj govornih kanala k i ponuđeni saobraćaj proračuna verovatnoća gubitka poziva. Ovo je analitički slučaj koji se koristi prilikom analize rada centrale. Napomenimo još da se prilikom ovih proračuna smatra da ne postoje intralokalne veze, jer kao što se može videti sa slike 4.4.2, intralokalna veza zauzima dva govorna kanala između KKP i GKP, što nije u skladu sa Engsetovim i Erlangovim modelom koji podrazumevaju zauzimanje samo jednog govornog kanala što odgovara interlokalnim, odlaznim i dolaznim vezama. Pokažimo na dva konkretna primera upotrebu Erlangovog i Engsetovog modela.

Primer 1. Neka su na KKP povezana četiri korisnika, pri čemu je KKP povezan sa GKP preko dva analogna govorna voda. Svaki korisnik u toku časa najvećeg opterećenja poziva dva puta i biva pozivan dva puta, pri čemu razgovori u proseku traju 1 min. Odrediti verovatnoću gubitka poziva i verovatnoću blokade.

Objasnimo prvo pojam časa najvećeg opterećenja. Centrala je različito opterećena tokom dana i uočeno je da u pojedinim intervalima opterećenje centrale dostiže maksimalne vrednosti. Cilj je da centrala dobro funkcioniše i u tim trenucima najvećeg opterećenja. Otuda je definisan pojam čas najvećeg opterećenja koji predstavlja čas najvećeg opterećenja u toku dana i prema kome se vrše svi proračuni centrale, jer centrala mora kvalitetno da funkcioniše i u tom najgorem slučaju. Naravno, postoje i trenuci u toku godine kada se javlja još veće saobraćajno opterećenje, na primer, na prelazu iz stare u novu godinu, kada dolazi do značajnog povećanja saobraćaja. Međutim, centrala se ne dimenzioniše prema takvim slučajevima jer se oni javljaju veoma retko i ekonomski je neisplativo da se centrala projektuje prema njima, već se projektuje prema velikim opterećenjima koja se često javljaju (čas najvećeg opterećenja). Sličan efekat se može videti i u mobilnim mrežama tokom prelaza iz stare u novu godinu kada mnogi servisi nisu dostupni velikom broju korisnika zbog preopterećenosti resursa mreže koja se takođe ne dimenzioniše prema ovom najgorem slučaju koji se retko javlja.

Pošto broj korisnika nije mnogo veći od broja govornih kanala, koristi se Engsetov model opisan u prilogu A. Na slici 4.6.1 je prikazan dijagram toka Engsetovog modela. Svaki korisnik generiše 4 poziva po satu tj. $\lambda_0 = 4 \text{ poz} / h$. Srednje trajanje poziva je $1 / \mu = 1 \text{ min}$.



Slika 4.6.1. Dijagram toka za Engsetov model primera 1

Na osnovu dijagrama toka sa slike 4.6.1 možemo napisati sistem lokalnih jednačina:

$$\begin{aligned} \mu p_1 &= 4\lambda_0 p_0 \Rightarrow p_1 = \frac{4\lambda_0}{\mu} p_0 \\ 2\mu p_2 &= 3\lambda_0 p_1 \Rightarrow p_2 = \frac{3\lambda_0}{2\mu} p_1 = \frac{12\lambda_0^2}{2\mu^2} p_0 = \frac{6\lambda_0^2}{\mu^2} p_0 \end{aligned} \quad (4.6.1)$$

Pošto sistem uvek mora da bude u jednom od tri moguća stanja:

$$\sum_{n=0}^2 p_n = 1 \Rightarrow p_0 + \frac{4\lambda_0}{\mu} p_0 + \frac{6\lambda_0^2}{\mu^2} p_0 = 1 \Rightarrow p_0 = \frac{1}{1 + \frac{4\lambda_0}{\mu} + \frac{6\lambda_0^2}{\mu^2}} \quad (4.6.2)$$

Na osnovu (4.6.1) i (4.6.2) lako nalazimo verovatnoće sva tri stanja:

$$p_0 = 0.7732; p_1 = 0.2062; p_2 = 0.0206; \quad (4.6.3)$$

Potrebno je odrediti i verovatnoće stanja sistema po nailasku korisnika (verovatnoće q):

$$\begin{aligned} q_0 &= \frac{4p_0\lambda_0}{4p_0\lambda_0 + 3p_1\lambda_0 + 2p_2\lambda_0} = 0.8242 \\ q_1 &= \frac{3p_1\lambda_0}{4p_0\lambda_0 + 3p_1\lambda_0 + 2p_2\lambda_0} = 0.1648 \\ q_2 &= \frac{2p_2\lambda_0}{4p_0\lambda_0 + 3p_1\lambda_0 + 2p_2\lambda_0} = 0.011 \end{aligned} \quad (4.6.4)$$

Verovatnoća gubitka poziva je po definiciji jednaka q_2 , a verovatnoća blokade je po definiciji jednaka p_2 .

Primenimo sada Erlangov model u primeru 1 da vidimo kolika su odstupanja od Engsetovog modela. Ukupan ponuđeni saobraćaj od strane sva četiri korisnika je:

$$A = 4 \cdot \frac{4 \cdot 1 \text{ min}}{1h} = \frac{4}{15} E \quad (4.6.5)$$

Napomenimo da se saobraćaj meri u Erlanzima. Ako posmatramo jedan govorni vod i pretpostavimo da posmatramo taj vod u trajanju jednog časa, tada ako je govorni vod zauzet čitavo vreme onda je ostvaren saobraćaj na tomvodu jednak 1E. Ako je vod zauzet 30min, tada

je ostvaren saobraćaj na dotičnom vodu 0.5E. Očigledno na jednom vodu opterećenje ne može biti veće od 1E, što u prevodu znači da je vod zauzet čitavo vreme. Isto tako, jedan korisnik ne može da generiše više od 1E, odnosno u slučaju kada korisnik generiše 1E to znači da on razgovara čitavo vreme.

Primenom (A.7.12) možemo direktno izračunati verovatnoću blokade koja je istovremeno i verovatnoća gubitka poziva (zbog osobine PASTA ove dve vrednosti se poklapaju u Erlangovom modelu):

$$B = \frac{A^2 / 2}{1 + A + A^2 / 2} = 0.0273 \quad (4.6.6)$$

Povećajmo sada broj korisnika na 10, pri čemu ukupan ponuđeni saobraćaj ostaje isti (parametar A u Erlangovom modelu ostaje isti). To znači da je sada broj poziva koji generiše jedan korisnik u času najvećeg opterećenja jednak $\lambda_0 = 1.6 \text{ poz} / h$, tj. intezitet generisanja poziva jednog korisnika je smanjen onoliko puta koliko se povećao broj korisnika, odnosno 2.5 puta. Primenom Engsetovog modela sada dobijamo da je verovatnoća gubitka poziva 0.0202, a verovatnoća blokade 0.0246. Primenom Erlangovog modela dobijamo da je verovatnoća blokade, odnosno verovatnoća gubitka poziva i dalje 0.0273 jer se parametar A nije menjao. Očigledno, Erlangov model sada bolje aproksimira Engsetov model. Daljim povećanjem broja korisnika uz zadržavanje iste vrednosti ukupnog ponuđenog saobraćaja Erlangov model će sve preciznije aproksimirati Engsetov model. Kao što smo mogli videti iz datog primera, Erlangov model je jednostavniji od Engsetovog modela, pa se otuda uglavnom koristi Erlangov model sem u slučajevima kada je broj korisnika i broj govornih kanala sličan i tada se koristi Engsetov model (ovaj slučaj je u praksi veoma redak jer se tipično priključuje bar četiri puta više korisnika od broja govornih kanala na raspolaganju koji povezuju KKP sa GKP). Napomenimo još da se verovatnoća zauzeća proizvoljnog govornog kanala računa po N_S/k , gde je N_S srednji broj zauzetih govornih kanala koji se računa po (A.8.7) za Engsetov model, odnosno (A.7.16) za Erlangov model. Verovatnoća zauzeća govornog kanala je parametar neophodan u proračunu blokade grupnog komutacionog polja.

Primer 2. Neka je KKP povezan sa GKP preko PCM signala od 32 govorna kanala. Ako je zahtev da verovatnoća gubitka poziva usled nedostatka slobodnog govornog kanala između KKP i GKP iznosi 1%, odrediti maksimalan broj korisnika koji se može priključiti na KKP. Svaki korisnik nudi saobraćaj od 0.15E.

U ovom slučaju primenjujemo Erlangov model jer je za očekivati da će broj korisnika biti znatno veći od broja govornih kanala na raspolaganju. Potrebno je rešiti jednačinu:

$$B = \frac{A^{32} / 32!}{\sum_{i=0}^{32} \frac{A^i}{i!}} = 0.01 \quad (4.6.7)$$

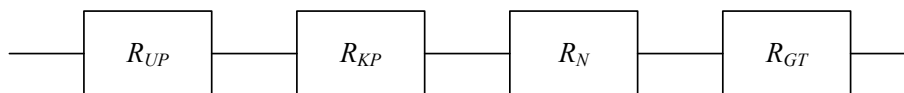
Ova jednačina je transcendentna pa se može odrediti samo približno rešenje za ukupan ponuđeni saobraćaj A . Približno rešenje ove jednačine iznosi $A = 22.047E$. Pošto jedan korisnik nudi 0.15E, tada je maksimalan broj korisnika koji se može priključiti na KKP $22.047/0.15 = 146$ korisnika (zaokružuje se rezultat na prvi niži ceo broj). Kao što vidimo ovaj broj je znatno veći od broja govornih kanala, odnosno bilo je opravdano koristiti Erlangov model.

4.7. Proračun raspoloživosti centrale

Pošto je u okviru ovog poglavlja razmatran proračun verovatnoće blokade komutacionog polja, odnosno razmatrana je raspoloživost komutacionog polja, u ovom potpoglavlju ćemo razmotriti osnovne principe raspoloživosti telefonske centrale. Pod pojmom raspoloživosti centrale podrazumevamo verovatnoću da centrala ispravno radi. Da bi centrala ispravno radila neophodno je da budu ispravni upravljački blok, blok za napajanje, komutaciono polje, generator takta. Ukoliko bilo koji od ovih blokova nije ispravan tada je čitava centrala takođe neispravna tj. ne može da obavlja svoju funkciju. U slučaju neispravnosti učesničkog bloka ili prenosničkog bloka, tada centrala gubi deo svoje funkcionalnosti, ali i dalje može da obavlja svoje funkcije. Na primer, otkazom nekog učesničkog bloka gubi se mogućnost opsluživanja korisnika povezanih na neispravan učesnički blok, ali svi ostali učesnici se i dalje mogu opsluživati. Isto tako, ako se kvarom nekog prenosničkog bloka izgubi konekcija sa nekog drugom centralom i dalje se mogu opsluživati lokalni pozivi, kao i pozivi prema centrala sa kojima nije izgubljena konekcija. Svaki od blokova centrale se takođe karakteriše parametrom raspoloživosti. Očigledno raspoloživost centrale je:

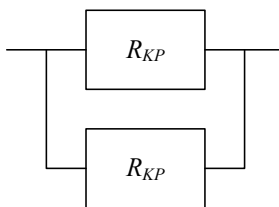
$$R = R_{UP} \cdot R_{KP} \cdot R_N \cdot R_{GT} \quad (4.7.1)$$

gde je R raspoloživost centrale, R_{UP} raspoloživost upravljačkog bloka, R_{KP} raspoloživost komutacionog polja, R_N raspoloživost bloka za napajanje i R_{GT} raspoloživost generatora takta. Šematski prikaz sa stanovišta raspoloživosti centrale je prikazan na slici 4.7.1. Svi kritični blokovi su redno vezani, jer otkazom bilo kog bloka centrala postaje neraspoločiva.



Slika 4.7.1. Šematski prikaz raspoloživosti centrale

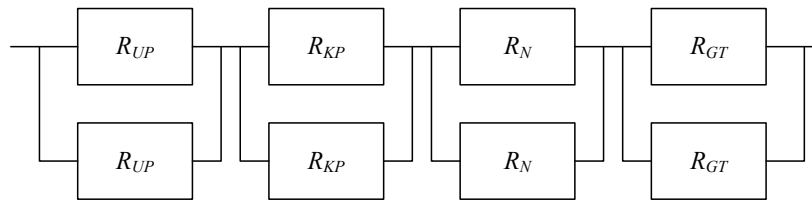
Očigledno, poželjno je povećati raspoloživost kritičnih delova centrale. Otuda se svi kritični blokovi (upravljački blok, blok za napajanje, komutaciono polje, generator takta) dupliraju ili tripliraju radi ostvarivanja veće pouzdanosti. Pri tome, rezervni blokovi rade ili na principu vruće rezerve ili na principu balansiranja opterećenja. Vruća rezerva podrazumeva da rezervni blok vrši identične akcije kao glavni blok, ali se rezultati akcija ne prosleđuju dalje. Onog momenta kad se detektuje kvar glavnog bloka, rezervni blok počinje da prosleđuje rezultate svojih akcija blokovima na koje je bio povezan glavni blok, tako da se glatko vrši tranzicija na rezervni blok. Balansiranje opterećenja podrazumeva da i glavni i rezervni blok rade istovremeno, pri čemu deo poslova obavlja glavni blok, a deo rezervni blok. Onog momenta kada dođe do kvara jednog od blokova, drugi (ispravan) blok preuzima na sebe sve poslove.



Slika 4.7.2. Šematski prikaz raspoloživosti centrale

Na slici 4.7.2 je prikazan efekat dupliranja komutacionog polja. Kao što vidimo dupliranje se modelira paralelnom vezom, jer je komutaciono polje u kvaru samo ako su oba

bloka komutacionog polja u kvaru (verovatnoća tog događaja je $(1-R_{KP})^2$, a ona je manja od verovatnoće kvara komutacionog polja od jednog bloka $1-R_{KP}$). Povećanjem broja rezervnih blokova se dodatno povećava pouzdanost, odnosno raspoloživost.



Slika 4.7.3. Šematski prikaz raspoloživosti centrale kada su kritični blokovi duplirani

Na slici 4.7.3 je prikazana šema sa stanovišta raspoloživosti centrale kada su svi kritični blokovi duplirani. Raspoloživost centrale u ovom slučaju je:

$$R = \left(1 - (1 - R_{UP})^2\right) \cdot \left(1 - (1 - R_{KP})^2\right) \cdot \left(1 - (1 - R_N)^2\right) \cdot \left(1 - (1 - R_{GT})^2\right) \quad (4.7.2)$$

Raspoloživost centrale je veća u slučaju kada su kritični blokovi duplirani. Kao što vidimo, proračuni su veoma slični proračunima korišćenim u okviru Lee-ove metode za proračun blokade komutacionog polja.

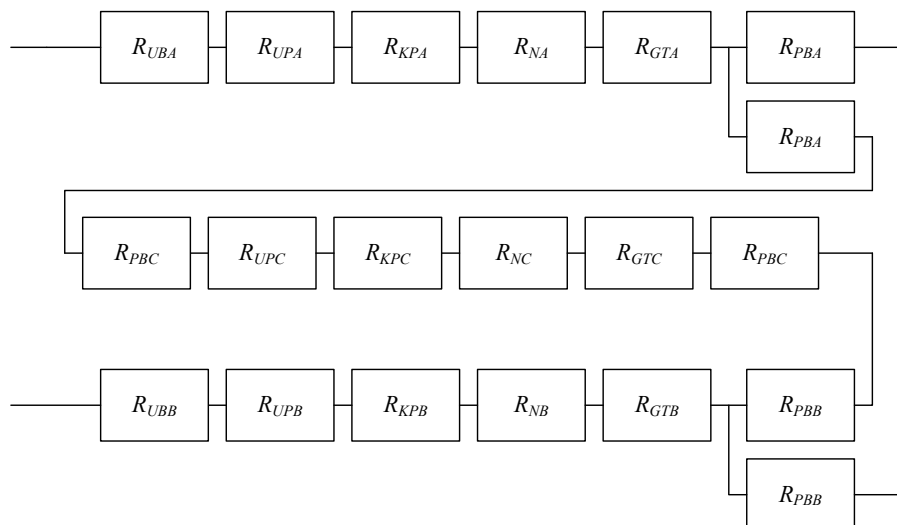
Na sličan način se proračunava i raspoloživost govorne veze. U ovom slučaju se u obzir uzimaju kritični blokovi centrale, kao i korišćeni nekritični blokovi poput učesničkog i prenosničkog bloka. Na primer, u slučaju interlokalne veze raspoloživost govorne veze je:

$$R_{GV} = R_{UP} \cdot R_{KP} \cdot R_N \cdot R_{GT} \cdot R_{UB}^2 \quad (4.7.3)$$

gde je R_{GV} raspoloživost govorne veze, a R_{UB} raspoloživost učesničkog bloka. Iz (4.7.3) vidimo da interlokalna veza koristi dva različita učesnička bloka. U slučaju intralokalne veze raspoloživost govorne veze je:

$$R_{GV} = R_{UP} \cdot R_{KP} \cdot R_N \cdot R_{GT} \cdot R_{UB} \quad (4.7.4)$$

jer se koristi samo jedan učesnički blok u vezi.



Slika 4.7.4. Šematski prikaz raspoloživosti govorne veze između korisnika sa centrale A i B

Za kraj posmatrajmo jedan složeni slučaj. Pretpostavimo da imamo centrale A, B i C koje se međusobno povezane svaka sa svakom. Odredimo raspoloživost veze koju korisnik sa centrale A uspostavlja sa korisnikom sa centrale B. Na slici 4.7.4 je prikazana šema veze sa stanovišta raspoloživosti. Veza može da se ostvari direktno između centrala A i B, ili posredno preko centrale C. U oba slučaja neophodno je da centrale A i B budu raspoložive tj. da njihovi kritični blokovi budu ispravni (raspoloživi). Takođe, u oba slučaja je neophodno da učesnički blokovi na koje su vezani krajnji korisnici u vezi takođe budu ispravni (jedan učesnički blok u centrali A i jedan u centrali B). Ako se posmatra direktna veza tada je neophodno da bude raspoloživ (ispravan) prenosnički blok u centrali A koji vrši povezivanje sa centralom B, odnosno prenosnički blok u centrali B koji vrši povezivanje sa centralom A. U slučaju posredne veze preko centrale C, neophodno je da centrala C bude raspoloživa (tj. njeni kritični blokovi), kao i odgovarajući prenosnički blokovi u centralama A, B i C (u centrali A prenosnički blok koji je povezuje sa centralom C, u centrali B prenosnički blok koji je povezuje sa centralom C, i u centrali C prenosnički blokovi koji povezuju centralu C sa centralama A i B). Na osnovu slike 4.7.4 možemo da napišemo izraz za raspoloživost dotične govorne veze:

$$R_{GV} = R_{UPA} \cdot R_{KPA} \cdot R_{NA} \cdot R_{GTA} \cdot R_{UBA} \cdot R_{UPB} \cdot R_{KPB} \cdot R_{NB} \cdot R_{GTB} \cdot R_{UBB} \cdot \left(1 - (1 - R_{PBA} \cdot R_{PBB}) \cdot (1 - R_{UPC} \cdot R_{KPC} \cdot R_{NC} \cdot R_{GTC} \cdot R_{PBC}^2 \cdot R_{PBA} \cdot R_{PBB})\right) \quad (4.7.5)$$

gde je R_{PB} raspoloživost prenosničkog bloka.