

Zoran B. Randelović,
Elektronski fakultet,
Beogradska 14,
18000 Niš

Vančo B. Litovski,
Elektronski fakultet,
Beogradska 14,
18000 Niš

PRIMENA GREEDY STRATEGIJE PRI POVEZIVANJU U SWITCHBOX-U

APPLICATION OF THE GREEDY STRATEGY FOR ROUTING IN A SWITCHBOX

SADRŽAJ - Razmotren je problem povezivanja u delu integrisanog kola koji obično nastaje na mestu ukrštanja vertikalnog i horizontalnog kanala za povezivanje. Ova oblast je poznata pod terminom switchbox. Prikazan je jedan novi postupak za rešavanje problema povezivanja u switchbox-u kao i dobijeni rezultati.

ABSTRACT - The problem of routing in the part of the integrated circuit which arise at the crossing of vertical and horizontal routing channels is considered. This region is referred to as the switchbox. A new procedure is described for solving the problem of routing in the switchbox. The obtained results are shown, too.

1. UVOD

Jedna od faza u okviru fizičkog projektovanja (layout-a) integrisanih kola, jeste povezivanje. Postupak koji će biti primenjen za realizaciju ove faze zavisi od izabranog stila projektovanja. U savremenim uslovima, kada složenost integrisanih kola postaje izuzetno velika, postupak projektovanja ili trasiranja veza obavlja se u više koraka.

Prva faza ima zadatak da problem povezivanja u integrisanom kolu podeli na više manjih nezavisnih subproblema koji su lakše rešivi. Time se obezbeđuje i veći kvalitet ostvarenih veza u izdvojenim regionima za povezivanje. Ovakav pristup zahteva poseban korak u projektovanju veza, a to je planiranje veza, tj. dodela pojedinih segmenata veza pojedinim regionima za povezivanje. Ovaj posao obavljaju posebni tzv. globalni traseri. Bez upuštanja u detalje njihovog rada, treba napomenuti da u najvećem broju slučajeva oni rade sukcesivno za svaku vezu pojedinačno, vodeći računa o opterećenosti pojedinih regiona kao i o kritičnim vezama [1].

Poslednja, druga faza u projektovanju veza je povezivanje u pojedinim regionima -oblastima, nekim od detaljnih trasera.

Prvi detaljni traseri nastali su od trasera korišćenih pri izradi štampanih ploča. Međutim, ograničeni uslovi njihove primene su doveli do samo delimičnog rešenja problema povezivanja. Veliki značaj imala je pojava Lee-ovog algoritma širenja frontova talasa [2]. I danas, mnogi traseri su zasnovani na ovom algoritmu sa izvesnim modifikacijama i prilagođenjima. Nakon Lee-ovog

sledio je algoritam širenja linija [3] kao i kanalni traseri čije su osnove postavili Akihiro Hashimoto i James Stevens [4]. Problem kanalnog trasiranja sastoji se u povezivanju (nepokretnih) pinova koji se nalaze na suprotnim stranama pravougaone oblasti u kojoj nema prepreka. Pri tome koristi se rektilinearna geometrija tako što se vertikalni segmenti veza postavljaju u jednom, a horizontalni u drugom sloju.

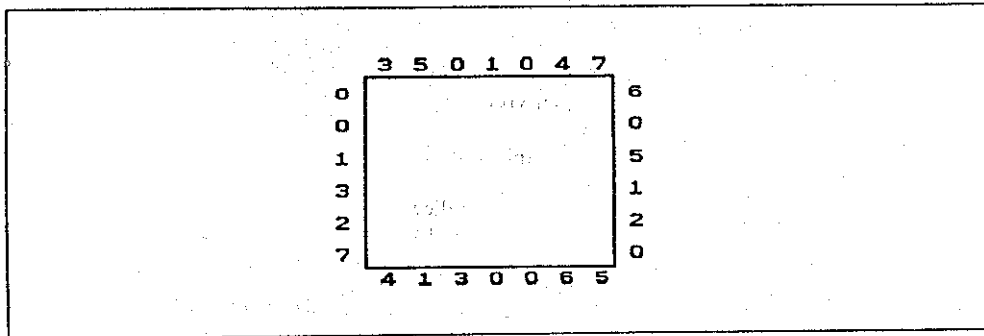
Prilikom podele globalnog problema povezivanja, pored oblasti koje se karakterišu kao kanali, nastaju i oblasti koje povezuju kanale. Radi se o pravougaonicima u koje se veze slivaju sa tri ili sa sve četiri strane. Ovakve oblasti obično se nazivaju switchbox. Najčešće postoji ograničenje o položaju veza, na granici switchbox-a, koje utiču u ovu oblast. Zadatak ovog rada biće da izloži osnovni problem povezivanja u switchbox-u i da prikaže postojeće i nove rezultate pri rešavanju ovog problema.

Postoje različiti pristupi i algoritmi za rešavanje switchbox problema [5,6,7,8]. Svima je zajedničko da se dosta oslanjaju na heuristiku. To je i razumljivo jer sada međusobni uticaj segmenata pojedinih veza dolazi do punog izražaja. Dobro trasirana jedna veza ne znači sama po sebi doprinos kvalitetu ukupnog rešenja, jer može biti takva da smanjuje mogućnost trasiranja i kvalitet ostalih veza. Otuda neki traseri za povezivanje u switchbox-u koriste iterativno poboljšanje već postignutog rezultata tj. uklanjaju kritične već trasirane veze a zatim ih retrasiraju. Pri tome za generisanje početnog rešenja, tj. u u fazi predtrasiranja, koristi se neka varijanta Lee-ovog algoritma. U [8] dat je algoritam koji najpre određuje smer povezivanja, a zatim po posebnim kriterijumima, deli region, u odabranom smeru, na tri oblasti u kojima se povezivanje realizuje. Najpre se povezuju veze u subregionima koji su bliži granicama switchbox regiona. Jedan od pristupa je i uvođenje posebne *score* funkcije kao sredstva za donošenje odluka pri switchbox povezivanju [9].

Kanalni algoritmi sa odgovarajućim modifikacijama mogu se koristiti za rešavanje problema switchbox-a. U ove svrhe mogu se upotrebiti *hijerarhijski* i *greedy* algoritam. U ovom radu je opisan jedan switchbox traser zasnovan na ideji greedy algoritma polazeći od sugestija datih u [10].

2. PROBLEM POVEZIVANJA U SWITCHBOX-U

Povezivanje koje treba obaviti u pravougaonom regionu bez prepreka u unutrašnjosti, sa fiksiranim pristupnim pinovima na sva četiri kraja regiona naziva se *switchbox* povezivanjem. U ovom radu biće razmatran slučaj kada se trasiranje veza obavlja u rektilinearnoj geometriji u dva različita nivoa (slika 1). Pri tome, horizontalni segmenti veza biće razmešteni u jednom a vertikalni segmenti veza u drugom sloju. Kontakti između horizontalnih i vertikalnih segmenata iste veze ostvarivaće se međuslojnim prelazima.



Slika 1.

Uvedimo oznaku N za skup svih veza koje treba realizovati u switchbox-u. Pristupni pinovi na sve četiri strane regiona nalaze se na linijama koordinatne rešetke. Sam region za povezivanje je podeljen tom rešetkom na vrste i kolone tako da se može razmatrati kao polje $R = \{0,1,\dots,m\} \times \{0,1,\dots,n\}$ koje ima $m-1$ vrstu i $n-1$ kolonu.

Pod vrstom se podrazumeva $Row(i) = \{(i,j), j \in \{0,1,\dots,n\}\}$ pri čemu $0 < i < m$. Slično, može se definisati i kolona kao $Col(j) = \{(i,j), i \in \{0,1,\dots,m\}\}$ gde $0 < j < n$. Širina regiona R je $m-1$, a njegova dužina je $n-1$. Postoje dve posebne vrste i kolone: $Row(0)$ koja predstavlja gornju granicu regiona, $Row(m)$ koja predstavlja donju granicu regiona i , slično, $Col(0)$ i $Col(n)$ kao leva i desna granica regiona za povezivanje. U ovim vrstama i kolonama smešteni su pinovi koje treba povezati i njihove pozicije su fiksirane.

Svi pinovi koji trebaju biti međusobno povezani označeni su istim brojem. Za predstavljanje ovih oznaka koriste se četiri vektora: $Top(i)$, $Bot(i)$ čije su dimenzije $n-1$ i $Left(i)$, $Right(i)$ čije su dimenzije $m-1$. Vrednost vektora $Top(i)=k$ (alternativno za ostale vektore) kazuje da pin $(0,i)$ pripada vezi označenoj sa k . Oznake veza mogu uzimati vrednosti iz skupa N tj. $k \in N$.

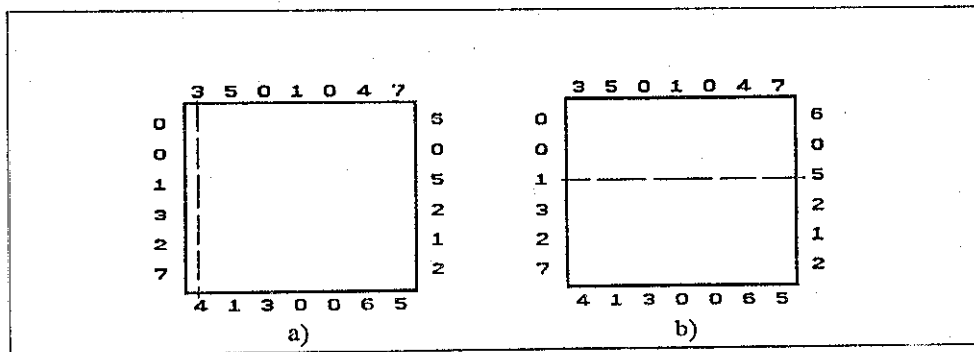
3. KORIŠĆENI ALGORITAM

Osnovna strategija koju ćemo usvojiti biće zasnovana na skaniranju switchbox-a vrsta po vrsta uz istovremeno razmatranje signalnih pinova koji se nalaze sa leve odnosno desne strane regiona. Kompletiranje povezivanja u svakoj vrsti ima za posledicu bolji rezultat u pogledu ukupne dužine veza i broja međuslojnih prelaza (veze manje krivudaju). U izvesnim slučajevima postiže se bolja iskorišćenost središnjeg dela regiona za povezivanje.

Alternativno, saglasno [8] smer skaniranja regiona može biti unapred određen što doprinosi poboljšanju kvaliteta povezivanja na ivičnom delu regiona ali može dovesti do problema pri povezivanju u centru switchbox-a.

Pominjani *greedy* postupak u skaniranju regiona biće ostvaren iznalaženjem skupa raspoloživih segmenata za svaku vezu u svakoj vrsti i izborom onih segmenata koji dovode do kompletiranja što većeg broja veza. Kompletiranje veza je po važnosti iznad kriterijuma optimalnosti (dužine) veza.

Težnja algoritma je da u svakoj vrsti unese segmente veza koje imaju izlaz sa leve odnosno desne strane regiona. Ovo može biti problem zbog opisanog načina skaniranja regiona. Rešenje je u tome da se izbor segmenata veza vrši tako da u narednoj traci ostane što više raspoloživog prostora.



Slika 2.

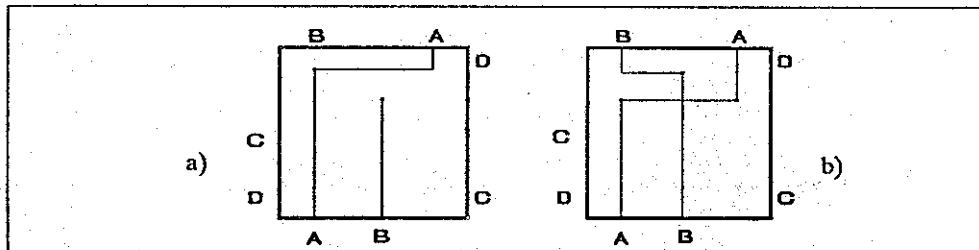
Uvedimo najpre izvesne pojmove. Switchbox za povezivanje karakterišu gustina horizontalnog i vertikalnog preseka. Pod gustinom vertikalnog preseka u koloni i , označićemo sa d_{vi} podrazumeva se ukupan broj različitih veza koje moraju proći kroz dati presek. Na primer, na slici 2.a. prikazan je region sa vertikalnom gustinom izabranog preseka jednakom 5. Za čitav region može se definisati maksimalna gustina vertikalnih preseka kao

$$D_v = \max_{0 < i < n} (d_{vi})$$

Gustina horizontalnog preseka regiona u vrsti i , označićemo je sa d_{hi} , se definiše analogno. Primera radi gustina horizontalnog preseka regiona prikazanog na slici 2.b. iznosi 6. Slično kao gore, za čitav region može se definisati maksimalna gustina horizontalnih preseka

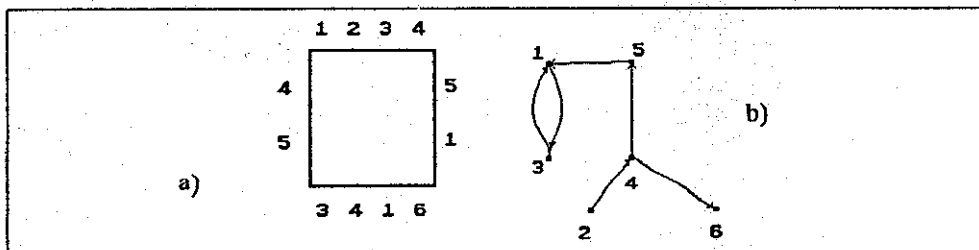
$$D_h = \max_{0 < i < m} (d_{hi})$$

Širina regiona ne sme biti manja od D_v , a dužina od D_h . U protivnom povezivanje ne bi bilo moguće izvesti. S obzirom na način skaniranja regiona za povezivanje biće objašnjen problem vertikalnih ograničenja. Napomenimo da se može govoriti o sličnim ograničenjima između horizontalnih segmenata veza s obzirom da sada imamo fiksirane pinove za povezivanje sa leve, odnosno desne strane regiona. Međutim objašnjenje je analogno.



Slika 3.

Problem vertikalnog ograničenja je ilustrovan na slikama 3.a i 3.b. Ukoliko bi se veza A povezala pre veze B očigledno da veza B ne bi mogla biti povezana bez preklapanja sa vezom A (slika 3.a). Slika 3.b prikazuje pravilan redosled povezivanja. Ovaj problem se javlja zbog izabranog redosleda povezivanja vrsta po vrsta. Za razrešenje ovog problema koristi se tzv. graf vertikalnih ograničenja G_{vc} . Skup čvorova ovog grafa je skup N . Poteg između čvora i i čvora j postoji ako i samo ako je veza sa oznakom i "iznad" veze sa oznakom j , (napr. veza B je iznad veze A na slici 3.a). Graf vertikalnih ograničenja za region sa slike 4.a prikazan je na slici 4.b.



Slika 4.

Ako pogledamo veze označene sa 1 i 3 na slici 4.b primetićemo da postoji poteg između 1 i 3, ali i između 3 i 1. Ovakvo vertikalno ograničenje je složenije i naziva se *cikličnim vertikalnim ograničenjem*. Za njegovo razrešavanje neophodno je uvođenje *dogleg* [11] segmenata. Postoje i indirektna vertikalna ograničenja, kao ono između veza 2 i 6 naprimer. Napomenimo da veze koje imaju pinove sa leve odnosno desne strane regiona za povezivanje imaju poseban tretman i smatra se da su sve one pod međusobnim vertikalnim ograničenjem određenim u redosledu odozgo nadole.

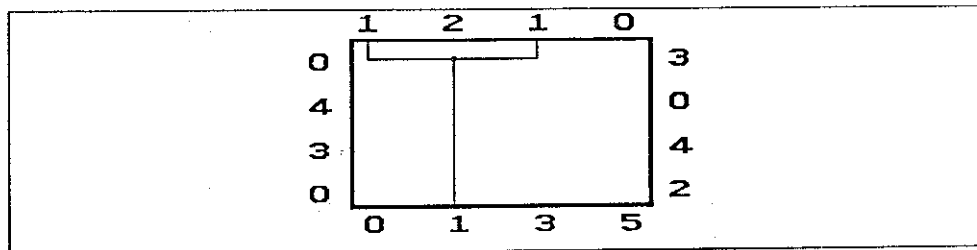
Da bi se omogućilo razrešavanje cikličnih vertikalnih ograničenja, iz grafa G_{vc} izdvojimo graf G_{avc} koji ćemo zvati *aciklični graf vertikalnih ograničenja*. Ovaj graf se od predhodnog razlikuje po tome što ne sadrži cikluse. On će nam poslužiti za određivanje prioriteta trasiranja pojedinih veza, dok će ostale biti trasirane nakon toga.

Postoji više mogućih načina za konstrukciju G_{avc} . Ovde će biti opisan jedan od njih. Posmatrajmo niz kolona $Col(i_k)$, gde je $0 < k < n$, ali takav da su kolone poredane u redosledu

$$d_{i_1} \geq d_{i_2} \geq \dots$$

Skup čvorova grafa G_{avc} je isti kao i skup čvorova G_{vc} . Međutim razlika nastupa u načinu dodavanja potega. Region se skanira u redosledu $Col(i_k)$, i potezi biraju na isti način kao i kod G_{vc} , s tom razlikom što se poteg neće dodati grafu G_{avc} ako se prilikom njegovog dodavanja formira ciklus. Takvi potezi se ignorišu. Način korišćenja ovog grafa biće objašnjen kasnije.

Sledeći korak u radu algoritma je formiranje skupa raspoloživih horizontalnih segmenata za svaku vezu iz skup N , uključujući i one segmente koji se završavaju na levoj, odnosno desnoj strani regiona za povezivanje. Prilikom formiranja svakog segmenta primenjavana je sledeća tehnika.



Slika 5.

Svaki segment može imati završetke u kolonama $Col(i)$ za koje važi $Top(i) = 0$ ili $Top(i) = k$, gde je k oznaka veze kojoj segment pripada. Segment ne sme da sadrži kolone $Col(i)$ u kojima je $Top(i) = 1$ ($1 \neq k$), a $Bot(i) = k$, jer pin $Tot(i)$ ne bi mogao biti povezan bez preklapanja veze k i l (slika 5). Veoma je važno da nakon povezivanja u tekućoj vrsti gustina D_v preostalog nepovezanog dela regiona bude smanjena, u protivnom može se desiti da se povezivanje ne ostvari 100%. U vezi sa ovim kritični su oni horizontalni segmenti kod kojih se završetak nalazi u koloni $Col(i)$ za koju je $d_{v_i} = D_v$, izuzev ako završeci segmenta nisu krajnji levi odnosno krajnji desni završetak za datu vezu (slika 6). O ovome se prilikom formiranja skupa horizontalnih segmenata neke veze vodi računa.

Poželjno je prilikom formiranja segmenata dati prioritet onim vezama sa dužim lancem vertikalnih ograničenja u grafu G_{avc} . To treba učiniti tako da se odbacuje segment veze k sa završetkom u koloni $Col(i)$ za koju je $Bot(i) = 1$, gde je mreža $l \neq k$ i zadovoljava gore pomenuti uslov (poželjno je ovo ograničenje ukinute za segmente onih veza čiji su pinovi sa leve, odnosno desne strane regiona za povezivanje u tekućoj vrsti).

problema povezivanja kada su položaji signalnih pinova fiksirani sa tri ili sa sve četiri strane regiona za povezivanje.

Na slici 7 je prikazan standardni test problem za switchbox rutere, tzv. Burstein-ov težak switchbox problem [12] i način na koji je taj problem razrešen upotrebom algoritma koji je opisan u ovom radu. Može se primetiti tendencija algoritma da ostvari povezivanje sa što manjim krivudanjem veza i što manje međuslojnih prelaza, što je svakako pozitivno svojstvo. Performanse algoritma u pogledu brzine i u pogledu utroška memorijskog prostora ekvivalentne su performansama greedy rutera.

LITERATURA

- [1] Ohtsuki, T., "Layout Design and Verification", *North-Holland*, 1986.
 - [2] Lee, C.A., "An Algorithm for Path Connections and its Applications", *IRE Trans. Electron. Comput.* 1961., pp. 346-365
 - [3] Hightower, D., "A Solution to the Line Routing Problem on the Continuous Plane", *Proc. Design Automation Workshop*, 1969., pp. 1-24.
 - [4] Hashimoto, A. and Stevens, J., "Wire Routing by Optimizing Channel Assignment within Large Apertures", *Proc. 8th Design Automation Workshop*, 1971., pp.155-169
 - [5] Dubois, P.F. and Tagant, A.M., "A General and Flexible Switchbox Router: CARIOCA", *IEEE Transaction On Computer-Aided Design*, Vol. 9., NO. 12., December 1990., pp. 1307-1317
 - [6] Hamachi, G.T. and Ousterhout, J.K., "A Switchbox Router with Obstacle Avoidance", *IEEE 21st Design Automation Conference*, Paper 11.4., 1984., pp. 173-179
 - [7] Gerez, S.H. and Otto E.H., "Switchbox Routing by Stepwise Reshaping", *IEEE Transactions On Computer Aided Design*, Vol. 8., NO. 12., December 1989., pp. 1350-1361
 - [8] Jou, J.M., Lee, J.Y. and Wang, J.F., "An Efficient VLSI Switch-Box Router", *IEEE Design & Test of Computers*, August 1990., pp.52-65
 - [9] Tan, K.P. and Tan, T.S., "Switchbox routing using score function", *INTEGRATION, the VLSI Journal B.V.8.*, 1989., pp. 17-39
 - [10] Ho, T.T., Iyengar, S.S. and Zheng, S.Q., "A General Greedy Routing Algorithm", *IEEE Transactions on Computer-Aided Design*, Vol.10, No.2, February 1991., pp 204-211
 - [11] Deutsch, D.N., "A 'Dogleg' Channel Router", *Proc. 13th Design Automation Conference, San Francisco*, June 1976., pp. 425-433
 - [12] Burstein, M. and Pelavin, R., "Hierarchical wire routing", *IEEE Trans. Computer-Aided Design*, Vol. CAD-2, October 1983., pp. 223-234
-
