UNIUNEA EUROPEANĂ

GUVERNUL ROMÂNIEI

Instrumente Structurale
2007-2013

Platformă de e-learning și curriculă e-content pentru învățământul superior tehnic

Testarea Sistemelor

14. Generarea combinată a testelor deterministice-aleatoare

Generarea combinată a testelor deterministice – aleatoare

Introducere

Scopul algoritmilor orientaţi pe defecte este generarea unui test specific unui defect precizat. Pentru a genera un set de defecte pentru un circuit, un astfel de algoritm trebuie utilizat în contextul utilizarii unor proceduri de:
-determinare a setului iniţial de defecte (defecte reprezentative obţinute, spre exemplu, prin colapsarea defectelor echivalente funcţional, colapsarea defectelor dominate etc);
-selecţie a unui anumit defect, din mulţimea iniţială, numit defectul ţintă al generării testelor;
-actualizare a setului curent de defecte înca nerezolvate şi reluare a procesului generării tetselor dacă setul curent este nevid;
Acest mod de abordare, utilizat exclusiv, se dovedeşte a fi lent şi costisitor cu atât mai mult cu cât volumul circuitelor testate creşte o dată cu micşorarea gridului.

Apariţia integrării cu densităţi foarte mari (VLSI) si problemele sale concomitente, legate de generarea datelor de testare si analiză a eficientei vectorilor de test, a cauzat o renaştere a interesului asupra testării cu vectori aleatori. Istoric vorbind, vectorii aleatori erau folosiţi ca set premergător de vectori precedând un set mai mare de teste deterministe deoarece ce s-a demonstrat euristic (în practica testării) că o serie relativ scurtă de vectori aleatori de test detectează, de regulă, bună parte (undeva în jurul a 80-90 de procente) din mulţimea defectelor dintr-un circuit.

1Testarea prin vectori generaţi aleator a circuitelor combinaţionale

1.1 Aspecte fundamentale

Un test cu vectori generaţi aleator are, în general, o lungime relative mare comparativ cu testele determinate prin procedee orientate pe defect, dar mult mai mică decât lungimea testului exhaustiv al respectivului circuit. Măsurători asupra eficienţei acestor teste aleatoare au fost publicate, şi sunt disponibile tehnici pentru aprecierea capacităţii de testare prin vectorii generaţi aleator pentru un circuit dat.

Dacă în urma unui test un circuit se dovedeşte a fi defect atunci, constatarea are, fără nici o îndoială, un grad maxim (100%) de încredere. Dar, dacă rezultatul este pozitiv, acest rezultat este întotdeauna caracterizat printr-un anumit grad de încredere, 99,99 % este, spre exemplu, un grad ridicat de încredere.

Un circuit se zice că e testabil cu vectori aleatori dacă aplicarea unei secvenţe cu lungime fixă de vectori aleatori detectează, cu nivel specificat de încredere, toate defectele care fac parte dintr-o anumită clasă. Defectele greu testabile, rezistente la testarea prin vectori de test generaţi aleatoriu, pot fi procesate separat, prin metode orientate pe defecte iar testele obţinute sunt ataşate secvenţei de vectori generaţi aleator. Există şi metode de modificare a reţelelor pentru eliminarea defectelor rezistente (greu detectabile) la vectori aleatori şi au fost descrise în [5], [6], spre exemplu.

Testarea practică prin vectori de test generaţi aleator (TVGA) nu este un proces pur

aleator de generare a vectorilor de intrare pentru circuitul testat, fiind mai degrabă un proces pseudoaleator.
Astfel de generatoare de vectori de test pot fi implementate prin rutine specifice utilizând funcţia generatoare numere aleatoare în intervalul [0,1], tradiţional existentă în limbajul C, de pildă.
Există generatoare de vectori aleatori de test implementate prin registre de deplasare cu reacţii liniare. Acestea sunt mult utilizate în sistemele cu autotestare încorporată (BIST). Aceste generatoare sunt caracterizabile prin faptul că pot fi iniţializate iar atunci procesul de generare devine repetabil şi, implicit, determinstic. Pe de-o parte, şi prin vectori distincţi într-o secvenţă care se repetă cu o anumită ciclicitate de lungime convenabil de mare. Din punct de vedere teoretic, într-un proces de generare aleatoare vectorii astfel generaţi se pot repeta în secvenţa respectivă. Procesul prin care aceştia nu se repetă, dar continuă să aibă bune proprietăţi statistice,este denumit, generic proces pseudoaleator. Aceasta înseamnă ca vectorii sunt generaţi printr-un proces deterministic (algoritmic) astfel încât aceştia să continue să aibă proprietăţi statistice similare celor generaţi (teoretic) aleator.

Principalul avantaj al TVGA este uşurinţa cu care se generează vectorii. Principalul dezavantaj al metodei este lungimea mult mai mare (de 10 ori mai mare, de regulă, decât în cazul procedeelor algoritmice) a secvenţei de test, dacă se păstrează parametrii de testare constanţi (acelaşi circuit, acelaşi set de defecte considerate, aceeaşi acoperire a setului de defecte etc). Se naşte problema firească a evaluarii calităţii unui set de teste obţinut prin generarea aleatoare a vectorilor, deoarece metodele de evaluare clasică - prin simulare - devin prea costisitoare pentru circuite cu complexitate şi volum ridicat, aceeaşi raţiune pentru care, dealtfel, s-a apelat la procedeul aleator de generare a testelor. În cele ce urmează se vor analiza metodele statistice de estimare a calităţii unui set de teste în baza probabilităţilor de detectare a defectelor în raport cu vectorii aleatori de test aplicaţi. O problemă conexă, celei deja enunţate, este determinarea numărului de vectori generaţi aleator astfel încât să se atingă o anumită calitate (precizată) a testului.

Iniţial se va presupune că *vectorii de intrare sunt uniform distribuiţi*, adică fiecare dintre cei 2^n vectori posibili de intrare într-un circuit combinational (CC) cu n linii primare de intrare (LPI) au aceeaşi probabilitate de generare. Aceasta înseamnă că fiecare LPI are probabilitate egală să ia valoarea 1 sau 0. Se va presupune, de asemenea, că *vectorii de intrare sunt independent generaţi*. Aceasta revine la a spune că acelaşi vector poate apare de mai multe ori într-o secvenţă generată aleator. Totuşi cele mai multe generatoare de vectori, practic folosite ca generatoare aleatoare, funcţionează astfel încât un vector, o dată generat, nu se mai repetă în secvenţa respectivă. Această proprietate conduce, de regulă, la seturi de test cu lungime mai mică decât cele calculate în ipoteza de independenţă a vectorilor.

1.2 Calitatea unui test utilizând vectori generaţi aleator.

Calitatea unui set de teste generate aleator va exprima *nivelul de încredere* care poate fi acordat interpretării rezultatelor obţinute în urma aplicării respectivului set de teste. Dacă cel puţin un test aplicat dovedeşte o malfuncţionare a circuitului testat atunci, în mod evident, circuitul respectiv este defect, fără nici un dubiu. Dar dacă toate testele trec, cât de asigurator poate fi acest rezultat, privitor la corecta funcţionare a circuitului? Acest nivel de încredere poate fi măsurat prin probabilitatea ca testele aplicate să detecteze orice defect blocaj singular detectabil. Pentru o secvenţă de test de lungime L, se defineşte *calitatea testării* t_L ca fiind probabilitatea ca toate defectele blocaj singulare detectabile sa fie detectate prin aplicarea a L vectori generaţi aleator. Cu alte cuvinte, t_L este probabilitatea ca L vectori generaţi aleator să conţină un set complet de teste pentru blocajele singulare detectabile.
O manieră diferită de măsurare a nivelului de încredere în rezultatul unei testări aleatoare este considerarea individuală a defectelor. Anume, daca toate cele L teste trec, cât de încrezatori putem fi că respectivul circuit nu conţine un anumit defect d ? Aceasta se poate măsura prin probabilitatea $p^d{}_L$ ca defectul d să fie detectat (cel puţin o dată) prin aplicarea celor L vectori aleatori; $p^d{}_L$ se numeşte *probabilitatea de detecţie, în L încercări, a defectului d* . Calitatea detecţiei p_L a unei secvenţe de test de lungime L este *probabilitatea de detecţie, în L incercări, cea mai mică calculată peste defectele blocaj singulare* :

$$p_L = min\,(p^d{}_L) \qquad (01)$$

Diferenţa dintre calitatea testării t_L şi calitatea detecţiei p_L unei secvenţe de test de lungime L este că t_L este probabilitatea detectării oricărui defect, în timp ce p_L este probabilitatea detectării defectului cel mai dificil de detectat. De reţinut faptul că, întotdeauna, $t_L < p_L$.

2. Lungimea unui test aleator.

Se va considera, în continuare, problema determinării lungimii L a unui test astfel încât să se atinga un nivel de încredere cel puţin egal cu c. De regulă c se corelează cu calitatea detecţiei, aşa că L este ales astfel încât să satisfacă condiţia:

$$p_L > c \qquad (02)$$

Aceasta se justifică prin aceea că o secvenţă de test suficient de lungă ca să detecteze cu probabilitatea c cel mai dificil defect din circuit, va detecta orice alt defect cu o probabilitate:

$$p^d{}_L > c. \qquad (03)$$

Probabilitatea $e^d{}_L$ *de scapare după L încercări* a defectului d este probabilitatea ca defectul d să rămână nedetectat după aplicarea celor L vectori generaţi aleator. Are loc, evident, relaţia:

$$p^d{}_L + e^d{}_L = 1 \qquad (04)$$

Fie T_d mulţimea tuturor vectorilor de test care detectează defectul d dintr-un circuit combinational C cu n linii primare de intrare. Atunci, probabilitatea p_d ca un vector aleator să detecteze d este dată de relaţia:

$$p_d = |\,T_d\,|/2^n \qquad (05)$$

În relaţia precedentă s-a notat prin $|\,T_d\,|$ numărul de vectori din mulţimea T_d. Aceasta este $p^d{}_1$, adică,probabilitatea de detecţie, într-o încercare, a defectului d; această probabilitate se va referi simplu, în continuare, prin *probabilitatea de detecţie* a defectului d.

Probabilitatea ca d să rămână nedetectat după aplicarea unui unic vector este:

$$e^{d}_{1} = 1 - p_d. \qquad (06)$$

Din cauza faptului ca vectorii sunt generati independent probabilitatea de scăpare a defectului d după L încercări este

$$e^{d}_{L} = (1 - p_d)^{L} \qquad (07)$$

Se face notaţia p_{min} pentru cea mai mică probabilitate de detecţie printre defectele blocaje simple detectabile dintr-un circuit. Atunci, pentru a atinge o calitate a testului cel puţin egală cu c, trebuie aplicat un test cu o lungime L care să satisfacă relaţia:

$$1 - (1 - p_{min})^{L} > c. \qquad (08)$$

Cea mai mică valoarepentru L care satisface aceasta inegalitate este dată de :

$$L_d = E[ln(1-c) / ln(1-p_{min})] + 1. \qquad (09)$$

(E[x] reprezinta notatia pentru partea întreaga a lui x.)

Pentru valori $p_{min} << 1$, $ln(1-p_{min})$ se poate aproxima prin $-p_{min}$.
Acest calcul al lungimii secventei aleatoare de test presupune cunoscută probabilitatea de detecţie p_{min} a celui mai dificil defect din circuit. În paragraful următor vor fi discutate metodele de calcul a probabilităţilor de detecţie a defectelor.
Dacă nivelul cerut de încredere c este corelat calităţii testării (în loc să fie corelat calităţii detecţiei), atunci L este ales astfel încât :

$$t_L > c. \qquad (10)$$

A fost dedusă următoarea expresie pentru estimarea unei margini superioare a celei mai mici valori a lungimii testului L care satisface o calitate a testării cu valoarea cel puţin c:

$$L_t = E[(ln(1-c)-ln(k))/ln(1-p_{min})] \qquad (11)$$

unde k este numărul de defecte al căror probabilitate este în intervalul $[d_{min}, 2d_{min}]$. Defectele a căror probabilitate de detectie este $2d_{min}$ sau mai mare nu afectează în mod semnificativ lungimea testului.

Exemplul 1. In tabelul 1 sunt listate câteva valori pentru L_d şi L_t pentru diferite valori ale parametrilor c şi k pentru un circuit în care $p_{min} = 0{,}01$. Pentru detectarea oricărui defect cu o probabilitate de cel putin 0,95, spre exemplu, este necesar să se aplice cel puţin $L_d = 300$ vectori generaţi aleator. Dacă circuitul are numai $k = 2$ defecte dificil de detectat (adică au o probabilitate de detectie, spre exemplu, în intervalul [0,01 , 0,02]), simultan prezente, atunci sunt necesari să fie aplicaţi cel puţin $L_t = 369$ vectori pentru a atinge o probabilitate minimă de 0,95 de detectare a oricărui defect. Pentru p_{min}=0,001 toate valorile pentru L_d şi L_t din tabelul 1 se multiplică cu un ordin de mărime.

c	L_d	k	L_t
0,95	300	2	369
0,95	300	10	530
0,98	392	2	461
0,98	392	10	622

Tabelul 1.

3 Determinarea probabilităţilor de detecţie.

Aşa cum s-a putut remarca, pentru estimarea lungimii unei secvenţe de test, generată aleator, care să atingă o calitate specificată a calităţii detecţiei, este necesară cunoaşterea probabilităţii de detecţie minime, corespunzatoare defectului cel mai dificil de detectat din circuit. Pentru estimarea lungimii necesare în vederea satisfacerii unei calităţi precizate a testării, în plus, este necesară cunoaşterea numărului k al defectelor a căror probabilitate de detecţie este apropiată de p_{min}. În acest paragraf se va considera problema determinării probabilităţii detecţiei defectelor.

3.1 O margine inferioară a probabilităţii p_{min}

Lema 1: Într-un circuit combinaţional cu ieşiri multiple, fie n^* cel mai mare numar de liniii primare de intrare situate în conul tranzitiv de intrări al unei linii primare de ieşire. Atunci :

$$p_{min} > 1/2^{n^*}. \tag{12}$$

Demonstratie: Fie d un defect blocaj simplu detectabil dintr-un circuit combinaţional cu n linii primare de intrare. Există cel puţin un test care detectează d astfel încât o linie primară de ieşire Z_k, spre exemplu, să fie în eroare. Fie n_k numărul de linii primare situate în conul tranzitiv de intrări al linei primare de ieşire Z_k. Deoarece valorile celorlalte $n - n_k$ linii primare de intrare sunt irelevante pentru detecţia defectului d la linia primară de ieşire Z_k, atunci exista cel puţin 2^j vectori care detectează d (unde s-a notat prin j expresia: $n - n_k$).
Rezultă că probabilitatea de detecţie a defectului d este cel puţin $2^j/2^n$. Limita inferioară se obţine pentru acele linii primare de ieşire având, în conul lor tranzitiv de intrare, cele mai multe linii primare de intrare.

Din nefericire limita inferioară oferită de lema anterior enunţată este de cele mai multe ori mult prea joasă; prin folosirea acestei valori pentru p_{min} se obţine, de regulă, o lungime a secvenţei de test $L_d > 2^n$, rezultând că sunt necesari pentru testarea aleatoare chiar mai mulţi vectori de test decât pentru testarea exhaustivă.

3.2 Probabilităţile de detecţie în funcţie de probabilităţile liniilor de semnal

Probabilitatea unei linii de semnal w sau pe scurt probabilitatea unui semnal w, notată prin p_w, este definită ca fiind probabilitatea ca linia w să ia valoarea 1 în cazul aplicării unui vector aleator:

$$p_w = Pr(w = 1). \tag{13}$$

Există o legătură evidentă între probabilitatea semnalului unei LPE şi probabilităţile de detecţie a defectulelor singulare blocaj asociate acestei linii. Probabilitatea de detecţie a unui defect *b-l-c*, mai exact, situat pe o linie primară de ieşire Z este p_Z pentru $c = 0$ şi $1 - p_Z$ pentru $c = 1$. Se va ilustra relaţia generală dintre probabilităţile semnalelor şi probabilităţile de detecţie referitor la Figura 1.
Se presupune că într-un circuit combinaţional cu ieşire unică există numai o singură cale între linia w şi LPE. Fie d defectul w *b-l-*0. Un vector care detectează d trebuie să implice $w = 1$ şi deasemenea să poziţioneze toate celelalte linii din circuit la valorile necesare

pentru sensibilizarea căii de propagare a erorii (A = 1, B = 0 etc). Pentru a lua în considerație acest set de condiții se introduce o poartă auxiliară de tip ŞI notată G astfel încât G = 1 dacă şi numai dacă toate condițiile de detecție ale defectului d sunt îndeplinite.
Astfel dacă $x = v$ este o condiție necesară pentru detecția defectului d, atunci x este direct conectat la G, dacă v = 1, sau printr-un circuit NU, dacă v = 0. Probabilitatea de detecție a defectului d, în consecință, este egală cu probabilitatea semnalului ieşirii porții G din circuitul suplimentar:

$$p_d = p_G \qquad (14)$$

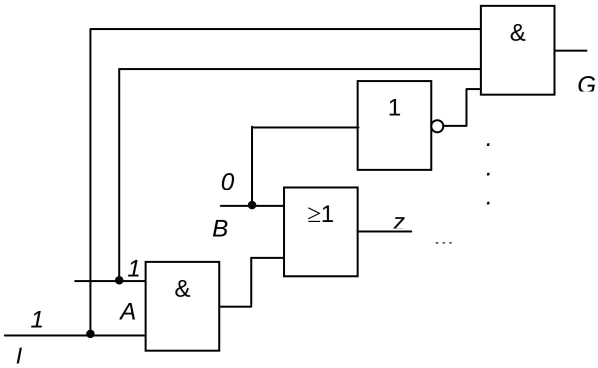

Figura 1.

Pot exista, în general, mai multe căi pe care se poate propaga către o linie primară de ieşire, o eroare cauzată de un defect d. Atunci probabilitatea detectării defectului d propagând o eroare numai pe una din aceste căi este, evident, o limită inferioară a probabilității de detecție a respectivului defect.
Notând cu G(k) poarta auxiliară asociată celei de-a k-a căi de propagare, se poate scrie relația:

$$p_d > p_{G(k)}. \qquad (15)$$

Astfel probabilitățile semnalelor pot fi utilizate pentru calculul probabilităților de detecție sau pentru calculul unor limite inferioare ale acestor probabilități.
Deoarece probabilitățile liniilor primare de intrare sunt în general cunoscute (pâna în acest punct s-a presupus că fiecare linie primară de intrare i, are valoarea p_i = 0,5), se consideră problema calculării p_Z pentru o linie de ieşire Z a unei porți, atunci când se cunosc probabilitățile p_X asociate oricărei linii de intrare X a porții respective.

Lema 2. Pentru un circuit inversor (NU) cu ieşirea Z şi intrarea X:

$$p_Z = 1 - p_X. \qquad (16)$$

Demonstrație:

$$p_Z = Pr(Z = 1) = Pr(X = 0) = 1 - p_X.$$

Lema 3. Pentru o poartă ŞI cu ieşirea Z şi intrările X şi Y, dacă X şi Y nu depind de linii comune (adică X şi Y sunt independente probabilistic), atunci:

$$p_Z = p_X p_Y . \qquad (17)$$

Demonstrație:

$$p_Z = Pr(Z = 1) = Pr(X = 1 \ \& \ Y = 1)$$

Deoarece X şi Y nu depind de linii comune, atunci evenimentele X = 1 şi Y = 1 sunt independente probabilistic. Astfel :

$$p_Z = Pr(X = 1)Pr(Y = 1) = p_X p_Y .$$

Lema 4. Pentru o poartă SAU cu ieşirea Z şi intrările X,Y, dacă X şi Y sunt indepedente probabilistic, atunci:

$$p_Z = p_X + p_Y - p_X p_Y\ . \qquad (18)$$

Demonstraţie:

$$p_Z = 1 - Pr(Z = 0) = 1 - Pr(X = 0 \ \& \ Y = 0).$$

Deoarece evenimentele $X = 0$ şi $Y = 0$ sunt independente:

$$p_Z = 1 - Pr(X = 0)Pr(Y = 0) = 1 - (1 - p_X)(1 - p_Y) =$$
$$= p_X + p_Y - p_X p_Y\ .$$

Se observa ca formulele (18) – (19) se pot generaliza uşor pentru porţi cu mai mult decât două linii de intrare.
O poartă ŞI-NU (SAU-NU) poate fi tratată, de asemenea, ca o poartă ŞI (SAU) urmată de un inversor. Se pot calcula, în concluzie, probabilităţile semnalelor în orice circuit în care intrările aceleiaşi porţi nu depind de LPI comune; acestea sunt circuitele fără ramificaţii şi circuitele fără ramificaţii reconvergente. Timpul necesar pentru calculul tuturor probabilităţilor semnalelor în astfel de circuite creşte liniar cu numărul de porţi din circuit.

Se consideră un circuit C care conţine o linie de circuit, notată A, ramificată reconvergent. Fie Z un semnal care depinde de A. Folosind probabilităţile condiţionate, se poate exprima p_Z astfel:

$$\Pr(Z = 1) = \Pr(Z = 1 \mid A = 0)\Pr(A = 0) + \Pr(Z = 1 \mid A = 1)\Pr(A = 1)$$

sau, încă:

$$p_Z = \Pr(Z = 1 \mid A = 0)(1-p_A)+\Pr(Z = 1 \mid A = 1)p_A \qquad (19)$$

Ultima formula pote fi interpretată astfel:
Se construiesc două circuite, C^0 şi C^1 obţinute din circuitul original C prin blocarea permanentă a liniei A în valoarea 0, respectiv, în 1. Atunci $Pr(Z=1 \mid A=0)$ este evident p_Z calculat în circuitul C^0 iar, $Pr(Z=1 \mid A=1)$ este p_Z calculat în circuitul C^1.

Rezultatul acestei interpretări este acela că atât C^0 cât şi C^1 sunt circuite fără ramificaţie reconvergentă, aşa că acestora li se pot aplica rezultatele lemelor enunţate anterior.

De remarcat că dacă se generalizează abordarea anterioară pentru un circuit conţinând j linii ramificate şi reconvergente, atunci pentru fiecare linie ramificată reconvergentă sunt de calculat şi stocat 2^j probabilităţi semnal.
Această creştere exponenţială face ca acest tip de abordare să fie nepractic pentru circuite cu complexitate mare. În literatura de specialitate sunt descrise şi alte metode de calcul exact al probabilităţilor semnalelor dar toate ridică aceeaşi problemă a creşterii exponenţiale a complexităţii.

Algoritmul *tăieturilor* reduce complexitatea calculului exact, prin calculul unui interval $[p_w^I, p_w^S]$ în locul unei valori exacte a valorii probabilitatii semnalului p_w, astfel încât p_w aparţine intervalului anterior menţionat.

Procedeul de bază al acestui algoritm constă din *tăierea* a k-1 ramuri ale unei linii ramificate avînd k branşări; ramurile tăiate devin pseudo-linii primare de intrare cu probabilităţi de semnal necunoscute şi asociate intervalului [0, 1].
Tăieturile sunt practicate numai asupra liniilor ramificate reconvergente. Circuitul rezultat este lipsit de ramificaţii reconvergente şi, în consecinţă, probabilităţile semnalelor sunt uşor de calculat.
Ori de câte ori apar intervale pe linii, calculele se fac separat pentru fiecare din cele două capete de interval.

4 Găsirea celor mai dificile defecte

În mod uzual lungimea unei secvenţe de vectori de test L_{max} este limitată de factori colaterali ai procesului de testare, cum ar fi timpul maxim alocat pentru experimentul de testare, costul timpului de testare etc.

Dacă sunt precizate lungimea secvenţei de vectori de test L_{max} şi calitatea detecţiei c, din cele arătate anterior se poate deduce limita inferioară p_L a probabilităţii de detecţie a oricărui defect din circuit.
Cu alte cuvinte, dacă $p_d > p_L$ pentru fiecare defect d, atunci testarea cicuitului cu L_{max} vectori de test generaţi aleator va atinge o calitate a detecţiei cel puţin egală cu c.

În consecinţă, pentru un circuit dat, interesează dacă acesta conţine defecte *dificile*, adică defecte a căror probabilitate de detecţie este mai mică decât p_L.
Rezultatul următor arată că defectele cele mai dificile se găsesc printre defectele punctelor de verificare ale circuitelor.

> *Lema 5* Într-un circuit defectul cu cea mai mică probabilitate de detecţie, este unul dintre defectele punctelor de verificare.

Demonstratie: Pentru orice defect d situat pe o linie care nu este punct de verificare (o linie ramificată sau o linie primară de intrare), se poate găsi cel puţin un defect g asociat unui punct de verificare, astfel încât d domină g.
Astfel, numărul de teste care detectează g este mai mic sau egal cu numărul de teste care detecteaza d. Rezultă că $p_d < p_f$.

În continuare este prezentata o procedura de determinare a celor mai dificile defecte aplicând practic ideile prezentate anterior:

for every defect d al punctelor de verificare
    begin
        repeat
            begin
                se alege o cale de propagare încă ne-evaluată P pentru d;
                se introduce G, o poartă auxiliară ŞI a.î. p_G este probabilitatea de detectie a defectului d pe calea P;
                se calculeaza p^L_G, marginea inferioară a p_G;
            end
        until $p^L_G > p_L$ *or* s-au analizat toate

căile de propagare;

if $p^{L}_{G} < p_L$ *then* marcheaza defectul d ca fiind dificil;

end

De remarcat ca în algoritmul enuntat sunt analizate doar propagările pe căi unice. Un defect ce poate fi detectat numai prin senzitivizarea unor căi multiple poate fi marcat ca fiind dificil.
Defectele liniilor redundante se vor regăsi, de asemenea, printre defectele dificile.
O dată defectele dificile identificate se pot opera modificări în structura respectivului circuit astfel încât probabilităţile de detecţie să devină acceptabile.

5 Testarea prin vectori generaţi aleator având distribuţii neuniforme ale probabilităţilor liniilor primare de intrare

Considerentele de pâna acum au presupus, aşa cum s-a enunţat iniţial, o distribuţie uniformă a vectorilor de intrare generaţi aleator. Aceasta însemnă că orice LPI i avea probabilitatea p_i=0,5.

Distribuţia uniformă nu este, totuşi, în mod necesar şi optimală; cu alte cuvinte, există valori ale probabilităţilor p_i care pot conduce la secvenţe de test mult mai scurte. S-a aratăt, spre exemplu, că pentru circuite, fără ramificaţii, compuse din porţi ŞI-NU cu număr constant de intrări (n), valoarea optimala p_{opt} a probabilităţilor p_i este dată de soluţia pozitivă şi subunitară a ecuaţiei:

$$p_i = 1 - p_i^n$$

Pentru n = 2, p_{opt} = 0,617. Circuite, de tipul celui menţionat, cu 10 nivele ar necesita aproximativ 8 000 de vectori generaţi aleator pentru a atinge o calitate a detecţiei mai bună decât 0,99 folosind p_i = 0,5, în timp ce folosind p_{opt} aceeaşi calitate a detecţiei se obţine cu aproximativ 700 de vectori generaţi aleator.

Rezultate experimentale similare au arătat că distribuţii neuniforme au condus la secvenţe mai scurte de vectori aleatori chiar şi pentru circuite combinaţionale arbitrare. O abordare, încă, şi mai eficientă a problemei se obţine dacă liniile primare de intrare au valori diferite ale probabilităţilor p_i. Astfel de vectori aleatori sunt numiţi ponderaţi sau polarizaţi.

Metode *adaptive* de testare prin vectori de test generaţi aleator modifică dinamic valorile probabilităţilor p_i încercând să atingă valori *optimale*. Astfel de procese necesită un mecanism de adaptare bazat pe monitorizarea procesului de testare pentru determinarea vectorilor aleatori cei mai *potriviţi*.

O metodă, în acest sens, este dirijarea vectorilor aleatori prin numărul de defecte detectat. Se măsoară frecvenţa valorilor 1 a liniilor primare de intrare în raport cu mulţimea vectorilor de test care au detectat cele mai multe defecte şi valorile probabilitatilor p_i sunt ajustate corespunzător acestor frecvenţe.

Există şi alte metode, bazate pe alte principii, cum ar fi măsurarea activităţii induse de schimbarea valorilor liniilor primare de intrare, sau calcularea unor funcţii cost asupra căreia se încearcă minimizarea prin modificarea probabilităţilor liniilor primare de intrare etc.

6 Generarea testelor într-o manieră combinată

Deoarece TVGA este mult dependentă de modelul intern al circuitului, defectele care au probabilităţi mici de detecţie necesită secvenţe foarte lungi de test pentru realizarea detecţiei acestora. Dar multe dintre aceste defecte pot fi detectate cu uşurinţă dacă se foloseşte un algoritm deterministic.

Se consideră, spre exemplu, un circuit simplu alcătuit numai dntr-o poartă ŞI cu 10 linii de intrare. Probabilitatea oricărui defect al unei intrări este 1/1024 < 0,001 ceea ce constituie, totuşi, o valoare mică.
Se observă, însă, că generarea testelor pentru aceste defecte este o problemă simplă pentru oricare algoritm de generare deterministică a testelor.

Sistemul RAPS (*Random Path Sensitization*) este un exemplu posibil de aplicare combinata a celor doua maniere de abordare a problemei generarii testelor. Sistemul RAPS încearcă sa creeze căi aleatoare critice între linii primare de intrare şi linii primare de ieşire (LPE). Inițial toate valorile liniilor sunt x.

Sistemul demarează prin alegerea aleatoare a unei linii primare de ieşire Z şi a unei valori binare v. Apoi obiectivul (Z,v) este transformat într-o asociere de valori a liniei primare de intrare (LPI) (i,v_i) printr-o procedura aleatoare de trasare înapoi (random backtrace) numita *Rbacktrace*.
Procedura *Rbacktrace* este similara cu rutina Backtrace folosita în algoritmul PODEM exceptând faptul ca alegerea unei intrari de poarta se face aleator. (In algoritmul PODEM aceasta alegere este dirijata prin costurile de controlabilitate.)

Asocierea $i = v_i$ este apoi simulata (folosind o simulare cu 3 valori 0, 1 şi x), şi procesul se repeta pâna când valoarea asociata LPE Z devine binara. Dupa ce toate LPE au asociate valori binare, o faza secundara a RAPS asociaza valori acelor LPI cu valoare x (daca exista vreuna), astfel încât probabilitatea crearii de căi critice sa creasca. Intreaga procedura se repeta pentru a genera atâtea teste câte sunt necesare. In fiecare test sunt posibile generari de noi căi critice prin circuit.