

# 部分向量奇偶位切分的 LFSR 重新播种方法

梁华国<sup>1)</sup> 詹凯华<sup>1)</sup> 蒋翠云<sup>2)</sup> 易茂祥<sup>2)</sup>

<sup>1)</sup>(合肥工业大学计算机与信息学院 合肥 230009)

<sup>2)</sup>(合肥工业大学理学院 合肥 230009)

**摘 要** 提出一种基于部分测试向量奇偶位切分的 LFSR 重新播种测试方法. 针对确定测试集中各个测试向量包含确定位的位数有较大差异以及测试向量所含的确定位大多连续成块的特点, 通过奇偶切分部分确定位较多的向量, 使得编码压缩的 LFSR 度数得到有效降低, 从而提高了测试数据压缩率. 其解压缩电路仍然采用单个 LFSR 进行解码与切分向量的合并. 与目前国际同类编码压缩方法相比, 具有测试数据压缩率高、解压硬件开销低、测试数据传输协议简单等特点.

**关键词** LFSR 编码; 重新播种; 奇偶位的切分; 测试数据压缩; 混合模式测试

中图法分类号 TP306

## A Scheme of LFSR Reseeding Based on Dividing Parity Bits of Test Cubes

LIANG Hua-Guo<sup>1)</sup> ZHAN Kai-Hua<sup>1)</sup> JIANG Cui-Yun<sup>2)</sup> YI Mao-Xiang<sup>2)</sup>

<sup>1)</sup>(School of Computer and Information, Hefei University of Technology, Hefei 230009)

<sup>2)</sup>(School of Science, Hefei University of Technology, Hefei 230009)

**Abstract** A novel scheme of LFSR reseeding based on dividing some test cubes with many specified bits is presented in this paper. As the numbers of specified bits of test cubes vary widely and the specified bits always appear consecutively in a test cube, the proposed scheme divides the test cube with many specified bits by separating odd bits from even bits. The cube is divided into two new cubes each of which has almost half of specified bits of the original cube. It can reduce the largest number of specified bits in any test cube in the test set. Thus it can reduce the degree of LFSR encoding and increase the encoding efficiency. Only a single LFSR is used for decompressing the LFSR seeds and combining the divided cubes. Its control circuit is simple. Thus the hardware overhead is less than LFSR reseeding alone. Compared with the previous schemes, the proposed scheme can increase the encoding efficiency with less hardware overhead. And the LFSR seeds are same length so the community protocol for transmitting test data with the ATE is simple.

**Keywords** LFSR encoding; reseeding; dividing of parity bits; test data compression; mixed-mode test

## 1 引 言

随着系统和电路规模的增大以及芯片集成度的

提高,尤其是系统芯片的出现,使得测试数据迅猛上升,自动测试设备(ATE)性能要求大幅度提高,需要更高的测试通道带宽来满足测试数据的传输,因此,芯片测试成本的上升受到人们的广泛关注.

为了解决这一突出的问题,近些年来,测试数据的编码压缩技术,成为人们研究的热点.一类采用传统的信息编码技术应用到测试数据的压缩,例如:哈夫曼编码<sup>[1]</sup>、Golomb 编码<sup>[2]</sup>、FDR 码<sup>[3]</sup>和混合码<sup>[4]</sup>等,这类方法主要是对测试数据或者是向量之间的差分数据,进行分块频率统计或者是对“0”、“1”连续长度编码压缩,这类方法需要设计一个复杂的有限状态机,实现对压缩编码的解压;同时由于编码的多样性,造成 ATE 与被测试芯片之间测试数据传输协议繁琐,通信效率降低.另一类采用线性反馈移位寄存器(LFSR)编码压缩的经典方法,已经被广泛应用在集成电路的测试中,这类方法能够充分利用测试向量中含有大量无关位的特点,采用编码 LFSR 的种子并重新播种的方法,有效压缩测试数据,其解压电路不仅简单,而且人们常常应用 LFSR 产生伪随机测试模式,实现伪随机与混合模式测试,达到测试硬件开销与故障覆盖率的最佳组合.

最早提出 LFSR 编码方法的人是 Koene-mann<sup>[5]</sup>,他给出了如下结论:若运用 LFSR 编码测试向量成功概率是  $1-10^{-6}$ ,那么 LFSR 的度数(也就是种子的位数)需要  $S_{\max}+20$ ,其中  $S_{\max}$  为测试集中向量包含确定位的最大位数.随之以,多项式 LFSR 重新播种方法<sup>[6-7]</sup>,使度数降到了  $S_{\max}+4$ ,但是对于多项式的选择显得相当复杂,难以实际运用.而在对折叠种子编码方案中<sup>[8-9]</sup>,LFSR 的度数又降低到  $S_{\max}-3$ ,可是折叠序列的展开需要较长的测试应用时间.变长度种子 LFSRs 方法<sup>[10-11]</sup>在多项式 LFSRs 重新播种方法的基础上,将含确定位数目不同的测试向量编码成长度不等的种子,进一步提高了编码效率,但仍然存在硬件结构复杂的问题.动态 LFSR 重新播种方法<sup>[12]</sup>是在生成测试向量的过程中,种子不断地变化,并且允许部分重新播种,硬件实现较为简单,但由于需要针对多个测试向量甚至整个测试集中所有测试向量共同寻找种子,需求解的线性方程组规模很大,计算种子的复杂度明显增加.为了在提高压缩率的同时,使解压硬件结构简单以及编码种子的计算复杂度低,文献[14]提出一种基于部分测试向量切分的 LFSR 重新播种方法.把那些含确定位较多的向量切分成两个连续的数据块,降低测试集的  $S_{\max}$  值,提高编码效率.因测试向量中的确定位的分布各不相同,当需同时切分多个测试向量的时候,把向量分成两个连续的数据块有可能不能使测试集的  $S_{\max}$  值大大降低.

为了有效地降低测试集的  $S_{\max}$  值,本文提出了

一种新的 LESR 重新播种方法.由于确定测试集中向量含确定位的位数有较大差异,而编码测试集的 LFSR 的度数与  $S_{\max}$  密切相关,含确定位较少的向量不能获得最佳 LFSR 的编码度数,因此我们先对测试集进行处理,把那些含确定位较多的向量进行奇偶位切分,把确定位基本均匀地分摊在新生成的向量中,使它们更易被 LFSR 编码,从而减短种子的长度.并用对测试集编码所需总存储位数的期望值来近似实际所需的总存储位数,找出最好的切分策略,很好地提高数据压缩率.切分向量的合并采用扫描链暂存数据的方法,不需额外增加硬件开销.实验结果显示,该编码方法比文献[14]具有更高的压缩率,而且其硬件开销更低.

## 2 奇偶位切分

测试集中测试向量含确定位的位数有较大差异.用 LFSR 重播种方法时,含确定位少的向量和含确定位多的向量使用相同长度的种子,会导致所需的总存储位数较多.把测试集中含确定位多的向量切分成两个或多个向量,把确定位分摊在新向量中.解压时再通过解压电路合并出原向量.由切分生成的向量和未切分的向量组成的新测试集的  $S_{\max}$  值降低了,测试向量含确定位位数的差异也减少了.再对新测试集编码,可以降低 LFSR 的度数即种子的位数,提高数据压缩率.

文献[14]是把向量分成连续的数据块,可是测试向量中的确定位分布不同.当需同时切分多个测试向量的时候,有可能找不到好的切分策略大大降低测试集的  $S_{\max}$  值以及有效地提高数据压缩率.自动测试模式生成工具(ATPG)通常在电路中插入故障,为了能够在输出端观察到该故障,就必须保证和该输出端相关的输入赋以确定的值,使得故障能够敏化传播到电路的输出,为了布线简单,这些输入常常放在一起,形成确定的测试数据连续块,而与该输出无关的输入赋以无关值.由此可知,在奇数位的确定位和在偶数位的确定位基本上是一样多的.因此,把向量的奇数位和偶数位分割开,可以生成两个含确定位基本相同的新向量.图 1 给出了一个实例,对于一个 16 位的测试向量  $A=a_0, a_1, \dots, a_{15}$ ,它含有 9 位确定位.我们把这个向量的奇数位和偶数位分成两个数据块: $a_0, a_2, \dots, a_{14}, a_1, a_3, \dots, a_{15}$ ,再用无关位对这两个数据块进行填充,可得两个新向量:奇向量,偶向量.其中,奇向量的奇数位和原向量相同,

所有偶数位都是无关位. 而偶向量的偶数位和原向量相同, 所有奇数位都是无关位. 可以看到奇向量中含有 4 位确定位, 偶向量中含有 5 位确定位.

向量 A:	X	1	X	0	X	0	1	X	X	X	1	0	1	1	1	X
奇数位:	X		X		X		1	X		1		1		1		
偶数位:		1		0		0		X		X		0		1		X
奇向量:	X	X	X	X	X	X	1	X	X	X	1	X	1	X	1	X
偶向量:	X	1	X	0	X	0	X	X	X	X	X	0	X	1	X	X

图 1 奇偶切分的实例

如果对测试集中含确定位较多的向量进行奇偶切分, 可以很好地把原向量中的确定位分摊到两个新向量中, 有效地降低测试集的  $S_{\max}$  值和减少测试向量含确定位位数的差异, 而且不会随着切分向量的增多切分效果变差. 图 2 给出 ISCAS-89 标准电路 s15850 的硬故障集中各个向量含确定位位数的分布. 横坐标表示向量的序号, 纵坐标表示该向量含确定位位数. 对该测试集含确定位位数多于 27 的向量进行奇偶切分, 得到的新测试集中各个向量含确定位位数的分布如图 3 所示. 可以看出, 新测试集的  $S_{\max}$  值降低为 27, 向量含确定位位数的差异也得到减少.

而且, 对于测试向量含确定位的位数有很大差异的电路, 可以对那些含确定位特别多的向量进行多次切分.

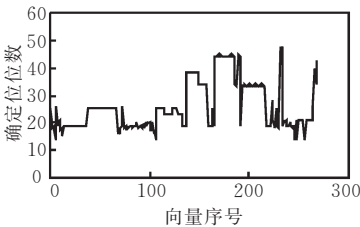


图 2 s15850 确定位位数的分布

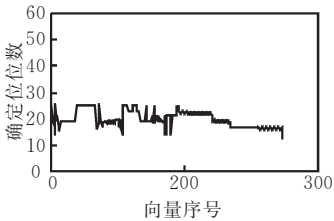


图 3 奇偶切分后确定位位数分布

3 LFSR 编码

对测试集中含确定位较多的向量进行奇偶切分, 能降低 LFSR 的度数即种子的位数. 但某些向量切分成两个向量, 每个新向量需编码成一个种子, 即

所需种子的数目会增加. 所以需要判断切分哪些向量时, 所需的总存储位数最小. 本文提出一种方法, 对用 LFSR 编码测试集所需总存储位数进行估算.

用度数为  $k$  的 LFSR 对含  $s$  位确定位的向量编码求种子就是解一个含  $k$  个未知量的有  $s$  个方程的方程组. 如果方程组有解, 则编码成功; 反之, 则失败. 根据文献[9], 一个测试向量被 LFSR 成功编码的概率仅由多项式的度数及该向量所含确定位的位数决定. 把一个含  $s$  位确定位的向量能被度数为  $k$  的 LFSR 编码的概率记为  $P_{\text{seed}}(k, s)$ . 为了求  $P_{\text{seed}}(k, s)$ , 可把生成方程组的过程看作马尔可夫链  $(X_t)_{1 \leq t \leq s}$ , 如图 4 所示. 在第  $t$  步第  $t$  个方程被生成, 若方程组  $E_t$  的秩是  $d$  并且有解就记为  $X_t = d$ , 并有  $1 \leq d \leq t \leq s$ , 转移概率如下:

$$P(X_{t+1} = d + 1 \mid X_t = d) = \begin{cases} \frac{2^k - 2^d}{2^k - 1 - t}, & 1 < d + 1 \leq k \\ 0, & \text{其它} \end{cases}$$
$$P(X_{t+1} = d \mid X_t = d) = \begin{cases} \frac{1}{2} \cdot \frac{2^d - 1 - t}{2^k - 1 - t}, & d > 0 \text{ 且 } t + 1 \leq 2^d - 1 \\ 0, & \text{其它} \end{cases}$$

其它的转移概率都是零.

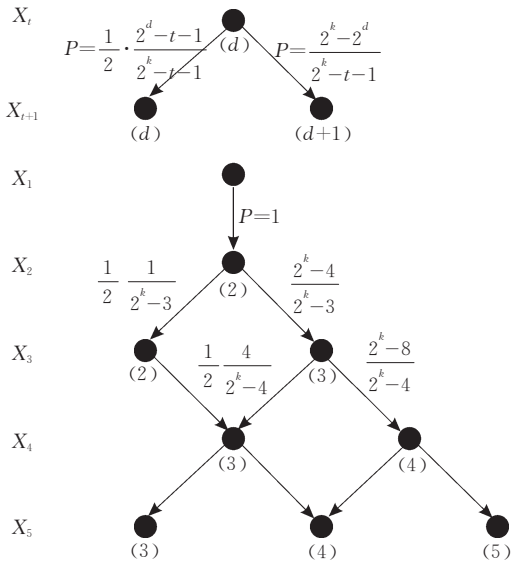


图 4 马尔可夫链的结构

定理 1<sup>[9]</sup>. 设  $h(X)$  是度数为  $k$  的特征多项式,  $C \in \{0, 1, x\}^m$  是含  $s$  位确定位的测试向量, 马尔可夫链  $(X_t)_{1 \leq t \leq s}$  如图 4 定义, 则

$$P_{\text{seed}}(k, s) = \sum_{d=1}^s P(X_s = d) = \sum_{d=\lceil \log_2(S+1) \rceil}^{\min(k, s)} p(X_s = d).$$

一个测试集被 LFSR 成功编码即这个测试集中

所有向量都能被该 LFSR 成功编码. 假设对不同测试向量编码是独立事件, 可以根据单个测试向量被 LFSR 成功编码的概率, 推导出整个测试集被 LFSR 成功编码的概率  $P_{\text{setsucc}}(k)$ . 该测试集不能被成功编码的概率  $P_{\text{setunsucc}}(k) = 1 - P_{\text{setsucc}}(k)$ .

**推论 1.** 设  $C \in \{0, 1, x\}^m$  是含  $n$  个测试向量的测试立方集,  $h(X)$  是度数为  $k$  的特征多项式, 则该测试集能被度数为  $k$  的 LFSR 成功编码的概率

$$P_{\text{setsucc}}(k) = \prod_{i=1}^n P_{\text{seed}}(k, s_i),$$

其中  $s_i$  是测试集第  $i$  个向量所含的确定位数.

当运用 LFSR 重播种方法时, 需找到一个能成功编码测试集且度数最小的 LFSR, 这样既能减少所需的总存储位数, 又能减少硬件开销.

**推论 2.** 设  $T \subset \{0, 1, x\}^m$  是含  $n$  个测试向量的测试立方集, 能成功编码测试集  $T$  的所有 LFSR 的最小度数为  $k$  的概率为

$$P_{\text{mindegree}}(k) = P_{\text{setsucc}}(k) \times \prod_{i=1}^{k-1} P_{\text{setunsucc}}(i).$$

**推论 3.** 设  $T \subset \{0, 1, x\}^m$  是含  $n$  个测试向量的测试立方集, 能成功编码测试集  $T$  的所有 LFSR 中的最小度数  $d_{\min}$  的期望

$$E(d_{\min}) = \sum_{i=1}^{S_{\max}+20} (i \cdot P_{\text{mindegree}}(i)).$$

$i$  的上限取  $S_{\max} + 20$  是因为  $P_{\text{setunsucc}}(S_{\max} + 19) < 10^{-6}$ , 即  $i > S_{\max} + 20$  时  $P_{\text{mindegree}}(i) < 10^{-6}$ , 所以可以把它忽略为 0.

切分测试集中不同数目的向量, 并求出新测试集的  $E(d_{\min})$ , 用  $E(d_{\min})$  乘上种子个数可以求出对新测试集编码所需种子的总存储位数的期望值. 图 5 给出切分电路 s15850 的硬故障集中不同数目的向量, 得到新测试集编码所需总存储位数的期望值以及实际所需的总存储位数. 横坐标表示切分向量的个数, 纵坐标是所需总存储位数. 可以看到当奇偶切分部分含确定位多的向量, 所需的总存储位数有较大的减少. 但是随切分向量数目的进一步增加, 所需的总存储位数则会增多. 虽然对测试集编码所需总存储位数和期望值之间存在一定的差异, 但对测试集编码所需总存储位数的变化趋势和期望值的变化趋势是一致的. 由此可知, 当切分一定数目向量时对测试集编码所需总存储位数的期望值最小, 对测试集编码实际所需总存储位数也是最小或接近最小. 因此可以选取所需总存储位数的期望值最小的切分策略, 获得高的数据压缩率.

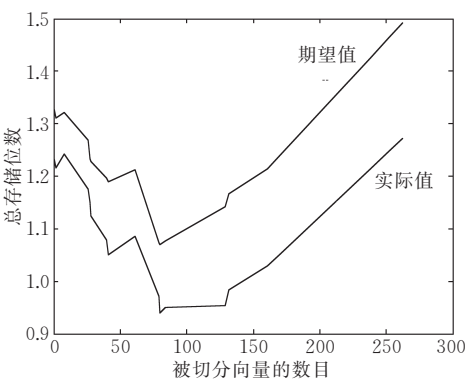


图 5 总存储位数的期望值和实际值的比较

4 硬件结构

在解压时, 必须把原测试集中所有向量还原出来. 因为本方法对测试集中的部分向量进行了奇偶切分, 把它们切分成奇向量和偶向量. 奇向量和偶向量分别进行编码生成种子. 其中奇向量对应的种子经 LFSR 展开的生成序列的所有奇数位与原向量相容, 偶向量对应的种子的生成序列的所有偶数位和原向量相容. 解压电路需把这两个种子经 LFSR 展开的生成序列合并成原向量. 图 6 显示本方案硬件解压电路原理图. 本方案的种子可以存储在芯片上, 也可以存储在 ATE 中.

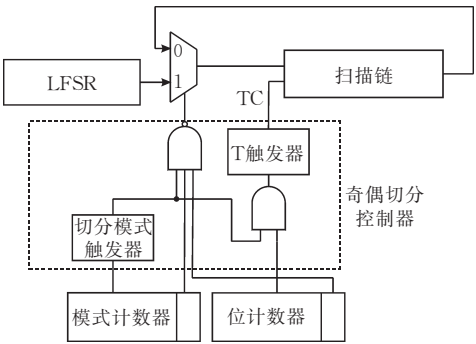


图 6 解压电路原理图

切分模式触发器为“1”表示切分向量模式, 为“0”表示未切分向量模式;  $T$  触发器表示扫描链存储向量状态和非存储状态. 为先把被切分的向量还原出来, 切分模式触发器的初值被设为 1, 模式计数器计数初值是被切分的测试向量对应的种子总个数. 首先某个奇向量对应的种子被载入 LFSR, 因为被切分的测试向量对应的种子总个数为偶数, 模式计数器的末位为 0, 与非门输出为“1”, 数据选择器选择由 LFSR 生成的数据, 并移入扫描链暂存,  $T$  触发器屏蔽响应捕获信号, 等到所有位移入扫描链后,

位计数器输出“1”,使  $T$  触发器翻转,并且模式计数器减一计数,其最低位变为“1”,这时切分模式触发器也为“1”,那么数据选择器输出是由位计数器的最低位来控制的.并载入对应的偶向量的种子,经 LFSR 展开与扫描链存储的奇向量合并,其奇偶位的选择是通过位计数器的最低位奇偶变化来选择数据输入到扫描链,等所有位合并完后,这时施加并捕获响应, $T$  触发器再次受位计数器控制翻转.直到所有被切分向量测试应用完毕,模式计数器计数为“0”并控制切分模式触发器翻转为“0”,接下来,模式计数器装载未切分向量的个数,完成未切分向量的种子解压,由于切分模式触发器的状态为 0,多路选择器会始终输出 LFSR 生成的数据, $T$  触发器也不再屏蔽响应捕获信号,与传统方法完全相同.

本方案的硬件结构比较简单,相比 LFSR 重新播种的方法只添加了一个奇偶切分控制电路,包括两个触发器、两个门电路.但由于本方案可以大大缩短 LFSR 的长度,因此硬件开销相比单独使用 LFSR 重播种方法时要小.

## 5 完整的综合过程

基于部分测试向量奇偶切分的 LFSR 重新播种方案的完整综合过程可由下面 6 个步骤组成:

(1) 选择 LFSR 的反馈多项式以及希望产生的随机模式数  $N$ ,对初始的  $N$  个随机模式进行故障模拟,确定出随机测试模式阻尼的硬故障  $F_{\text{hard}}$ ,即确定的测试立方集  $T \subset \{0,1,-\}$ .

(2) 根据切分向量后得到新测试集所需总存储位数的期望值最小找出需要切分的测试向量.

(3) 对步 2 选出的向量进行奇偶切分,并用切分生成的新向量和原测试集中没切分的向量组成新测试集.

(4) 找到一个度数最小并能成功编码步 3 的新测试集的 LFSR.

(5) 用该 LFSR 对原测试集的向量编码,若能被成功编码的测试向量在步 3 被切分,则用直接编

码该向量生成的种子替换对该向量切分生成的两个新向量编码生成的种子,进一步提高数据压缩率.

(6) 编码生成的种子按一定顺序装载到由步 4 选定的 LFSR 里,并通过解压电路展开成目标测试向量.

## 6 实验结果

为了评估本文提出的方案,对 ISCAS-89 部分标准电路进行了实验.仅仅对在 10000 随机模式后仍有不可测试故障的电路做进一步实验.我们用 ATPG 工具,对硬故障生成确定的测试立方体.

实验结果如表 1 所示.其中,第 3 栏是切分测试向量的个数;第 4 栏是本方案种子的位数,即 LFSR 的度数;第 5 栏是本方案所需的总存储位数,即切分后生成的新测试集编码得到的种子的总位数.最后给出混合码<sup>[4]</sup>所需的总存储位数.根据表 1 结果所示,本文建议方案的压缩结果要明显优于混合码.由于本文方案使用的 LFSR 度数比较小,因此硬件开销会更小.而且本方案的编码种子是等长的,测试压缩数据的传输协议更简单.

表 1 本方案与混合码的比较

电路名称	硬故障测试集 $T_D/\text{bit}$	本文方案			混合码 <sup>[4]</sup> $T_E/\text{bit}$
		切分向量个数	种子位数/bit	压缩后 $T_E/\text{bit}$	
s5378	5992	0	18	504	897
s9234	73112	68	30	10920	13927
s13207	220500	1	20	6320	8574
s15850	163748	27	27	9396	9478
s38584	456768	29	29	9251	10787
s38417	2201472	42	42	62580	73841

表 2 给出了本文方案与文献[14]中把部分向量切分成两个连续数据块方法的对比.其中,第 2 栏是测试集的  $S_{\text{max}}$  值;第 3,4,5 栏给出文献[14]切分测试向量的个数、种子的位数以及所需的总存储位数,并与本文方案进行对比.第 6 栏是奇偶切分生成的新测试集的  $S_{\text{max}}$  值;第 7 栏是奇偶切分测试向量的个数;第 8 栏是本方案种子的位数;最后是本方案所需的总存储位数.

表 2 本方案与连续分块方法的对比

电路名称	$S_{\text{max}}$	文献[14]			本文方案			
		切分向量个数	种子位数/bit	压缩后 $T_{E1}/\text{bit}$	$NS_{\text{max}}$	切分向量个数	种子位数/bit	压缩后 $T_{E2}/\text{bit}$
s5378	18	2	18	550	18	0	18	504
s9234	49	25	40	12853	28	68	30	10920
s13207	22	2	22	6985	17	1	20	6320
s15850	48	71	31	10525	26	27	27	9396
s38584	54	7	32	10222	31	29	29	9251
s38417	66	1	64	84748	35	42	42	62580

根据表 2 结果所示,本文建议方案的压缩结果要明显优于文献[14].而且,本文方案的种子位数即使用的 LFSR 度数更小,减少了硬件开销.电路 s9234, s38417 的硬故障集中测试向量含确定位的位数有较大差异,切分较多的向量可以更好地缩小向量含确定位位数的差异.但由于向量中确定位分布的不同,即使把较多的向量切分成两个连续数据块,也不能很好地降低测试集的  $S_{\max}$  值.而本文方案不受切分向量个数的影响,因此与文献[14]方法相比所需的总存储位数以及使用的 LFSR 度数要小很多.

7 结 束 语

本文提出的基于部分测试向量奇偶切分的 LFSR 重新播种方案具有测试数据压缩率高且硬件开销小的特点.由于确定测试集中向量含确定位的位数有较大差异,而且编码测试集的 LFSR 的度数与  $S_{\max}$  密切相关,含确定位较少的向量不能获得最佳 LFSR 的编码度数.因此我们先对测试集进行处理,把那些含确定位较多、较难编码的向量进行奇偶位切分,把确定位基本均匀的分摊在新生成的向量中.用切分生成的向量和未切分的向量共同组成新测试集,降低了  $S_{\max}$  的值,可用度数较低的 LFSR 对新测试集成功编码,与传统 LFSR 重播种方法相比减少了种子的位数,提高了编码效率和数据压缩率.并用对测试集编码所需总存储位数的期望值来近似实际所需的总存储位数,可以找出最好的切分策略,很好地提高数据压缩率.解压时只需一个 LFSR 以及一个简单的控制电路.因为使用度数较小的 LFSR,本方案硬件开销比单独使用 LFSR 重播种方法时还要小.

参 考 文 献

[1] Jas Abhijit, Ghosh-Dastidar Jayabrata, Ng MoM-Eng, Touban Nur S. An efficient test vector compression scheme using selective Huffman coding. *IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, 2003, 22(6): 797-806

[2] Chandra A, Chakrabarty K. Test data compression and decompression based on internal scan chains and Golomb coding. *IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Inte-*

*grated Circuits and Systems*, 2002, 21(6): 715-722

[3] Chandra A, Chakrabarty K. Test data compression and test resource partitioning for System-on-a-Chip using Frequency-Directed Run-Length (FDR) codes. *IEEE Transactions on Computers*, 2003, 52(8): 1076-1088

[4] Würtenberger A, Tautermann C S, Hellebrand S. A hybrid coding strategy for optimized test data compression//*Proceedings of the IEEE International Test Conference*. Charlotte, NC, USA, 2003: 451-459

[5] Koenemann B. LFSR-coded test patterns for scan designs//*Proceedings of the European Test Conference*. Munich, Germany, 1991: 237-242

[6] Hellebrand S, Tarnick S, Rajski J, Courtois B. Generation of cube patterns through reseeding of multiple-polynomial linear feedback shift registers//*Proceedings of the International Test Conference*. Baltimore, MD, USA, 1992: 120-129

[7] Hellebrand S, Rajski J, Tarnick S, Venkataraman S, Courtois B. Built-in test for circuits with scan based on reseeding of multiple-polynomial linear feedback shift registers. *IEEE Transactions on Computers*, 1995, 44(2): 223-233

[8] Liang H G, Hellebrand S, Wunderlich H-J. Two-dimensional test data compression for scan-based deterministic BIST. *Journal of Electronic Testing-Theory and Applications*, 2002, 18(2): 157-168

[9] Liang H G, Yi M X, Fang X S. A BIST scheme based on selecting state generation of folding counters//*Proceedings of the IEEE Asian Test Symposium*. Calcutta, 2005: 144-149

[10] Zacharia N, Rasiski J, Tyszer J. Decompression of test data using variable-length seed LFSRs//*Proceedings of the VLSI Test Symposium*. Princeton, NJ, USA, 1995: 426-433

[11] Rajski J, Tyszer J, Zacharia N. Test data decompression for multiple scan designs with boundary scan. *IEEE Transactions on Computers*, 1998, 47(11): 1188-1200

[12] Krishna C V, Jas Abhijit, Touban Nur A. Test cube encoding using partial LFSR reseeding//*Proceedings of the International Test Conference*. Baltimore, MD, USA, 2001: 885-893

[13] Krishna C V, Jas Abhijit, Nur A. Achieving high encoding efficiency with partial dynamic LFSR reseeding. *ACM Transactions on Design Automation of Electronic Systems*, 2004, 9(4): 500-516

[14] Li Yang, Liang Hua-Guo, Liu Jun, Hu Zhi-Guo. LFSR reseeding based on syncopation of some test patterns. *Journal of Computer-Aided Design & Computer Graphics*, 2006, 19(3): 361-365(in Chinese)

(李扬,梁华国,刘军,胡志国.基于部分测试向量切分的 LFSR 重新播种方法. *计算机辅助设计与图形学学报*, 2006, 19(3): 361-365)



**LIANG Hua-Guo**, born in 1959, Ph. D. , professor and Ph. D. supervisor. His research interests include built-in self-test, design automation of digital systems, ATPG algorithms and distributed control.

**ZHAN Kai-Hua**, born in 1983, Master. Her research

interests include built-in self-test and test data compression.

**JIANG Cui-Yun**, born in 1962, associate professor. Her research interests include numerical calculus, rational approximation, information compression and decompression, built-in self-test.

**YI Miao-Xiang**, born in 1964, associate professor. His research interests are in the field of VLSI testing, with an emphasis on test-data compression and BIST techniques.

Background

As the size and the complexity of systems on a chip continue to grow, test data volume has increased dramatically. In order to apply the large volume of test data to a chip under test, the automatic test equipment (ATE) requires large memory storage and high bandwidth, so resulting in test cost increases.

To reduce test cost, BIST(built-in self-test) and test resource partition techniques were proposed. For examples: multiple-polynomial LFSR reseeding, reseeding of folding counters, LFSR reseeding using variable-length seeds and dynamic LFSR scheme. In this paper, a new scheme based on LFSR reseeding is presented. By separating parity bits of a test cube, the cube is divided into two new cubes each of which has almost half of specified bits of the original cube. Dividing some cubes with large number of specified bits can reduce the degree of LFSR encoding. Compared with the pre-

vious schemes, the proposed scheme can increase the encoding efficiency with less hardware overhead.

This work is supported in part by the National Natural Science Foundation of China (No. 90407008, No. 60633060) and the Natural Science Foundation of Anhui Province of China under grant No.050420103. The research topic mainly develops BIST and test data compression techniques so as to reduce test cost.

In the research group, lots of researches have been achieved to solve these problems and many efficient BIST and test data compression schemes have been proposed, for example:

1. A deterministic BIST scheme based on reseeding of folding counters.
2. LFSR reseeding based on syncopation of some test patterns.