論　文

UDC 681.325.001.4

検査データ圧縮のための検査機構について

正　員　藤原　秀雄†　　　正　員　樹下　行三†

On Testing Schemes for Test Data Compression

Hideo FUJIWARA† and Kozo KINOSHITA†, *Regular Members*

あらまし　組合せ回路の検査データを圧縮するための検査機構について考察する．単一出力組合せ回路に対しては，検査入力系列の長さを増やすことなく，出力応答の検査データを対数的に圧縮する検査機構を幾つか紹介する．更に，検査入力系列の長さを２だけ増すことにより，出力応答の検査データを被検査回路に依存しない定数（０又は１）に圧縮する検査機構を幾つか提案する．多出力組合せ回路に対しては多値出力回路とみなし，単一出力回路用の圧縮関数を多値に拡張した圧縮関数を導入し，比較的能率のよい検査データ圧縮のための検査機構を示す．

1. まえがき

従来の検査機構では，被検査回路に検査入力系列を印加しその出力応答を正しい系列と比較することにより故障検査が行われている．従って，検査データとしては検査入力系列とその正しい出力応答が必要である．最近，論理回路の検査データを圧縮するための検査機構の提案がなされており(1)~(7)，１の数を数える one's count testing, 0から１や１から０への遷移数を数える transition count testing, edge count testing, modified transition count testing, CRC回路を用いたCRC符号圧縮法などがある．これらの検査機構は，その検査系列を発生する方法で，ランダムパターン発生による確率的な手法とアルゴリズム的に発生する決定的手法に大きく分類される．確率的手法による検査機構は組合せ回路だけでなく順序回路にも適用可能で且つその検査系列発生が簡単であるという点の代償として，故障の見逃しが生じる欠点がある．確率的手法の中で故障見逃し率に最も良い特性を示しているのはCRC法(7)である．圧縮による故障見逃し率を零にするために決定的手法が考えられており，本論文ではこの決定的手法による検査データ圧縮のための機構を考察する．

決定的手法による既発表のいずれの検査機構でも，出力応答の検査データを対数的に圧縮するのに成功しているが，one's count testing (2) では入力系列の長さが従来の検査機構の入力系列の長さ n に比べて約 n^2 に，transition count testing (1) や edge count testing(4) では約 $2n$ に増加しており，全体として検査データは圧縮されていない．わずかに modified transition count testing (3) において入力系列長を増加させることなく，出力応答の検査データを $\lceil \log_2 n \rceil$ に圧縮している．$\lceil x \rceil$ は x より小さくない最小整数である．

本論文では，入力系列長を増加させることなく，出力応答のデータを $\lceil \log_2 n \rceil$ に圧縮できる別な検査機構を幾つか提案すると同時に，入力系列の長さをたかだか２だけ増すことにより出力応答のデータを被検査回路に依存しない定数にできる検査機構を幾つか提案する．更に，これまでの方法では検査データ圧縮がほとんど無理であった多出力組合せ回路に対しても，比較的能率の良い検査データ圧縮のための検査機構を示す．

2. 圧縮関数と検査機構

ここで考察する諸検査機構は図１で総括される．まず検査入力系列を被検査回路に印加し，その出力応答がデータ圧縮回路を通じて圧縮され，その値を期待値と一致するか否かを比較回路により判定するというものである．ここで期待値とは被検査回路が正常であるときのデータ圧縮回路の出力値をいう．更に，検査入力系列と期待値を合せて検査データと呼ぶことにする．

データ圧縮回路で実現される圧縮関数として次に示す７つの関数を考察する．これ以外の圧縮関数も考えられるが(2),(7)，ここでは**1.**で述べた検査機構を構成するために必要なできるだけ簡単な圧縮関数を示す．以

† 大阪大学工学部電子工学科，吹田市
Faculty of Engineering, Osaka University, Suita-shi, 565 Japan
論文番号：昭 53-312[D-62]

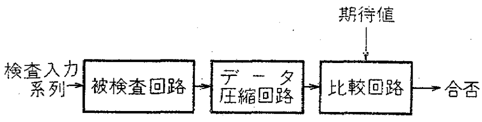

図1 検査機構
Fig.1 - General testing schemes.

下，この章および**3.**，**4.**では被検査回路として単一出力組合せ回路に対象を限り，多出力組合せ回路に対しては**5.**で取扱うことにする．

［定義1］

$R=r_1 r_2 \cdots r_m$ を0，1からなる系列とする．圧縮関数 $C_1, C_2, \cdots, C_7$ を次に定義する．

$$C_1(R)=\sum_{i=1}^{m} r_i$$

$$C_2(R)=\sum_{i=1}^{m-1} r_i \oplus r_{i+1}$$

$$C_3(R)=\sum_{i=1}^{m-1} \overline{r_i \oplus r_{i+1}}$$

$$C_4(R)=\sum_{i=1}^{m-1} \bar{r}_i \cdot r_{i+1}$$

$$C_5(R)=\sum_{i=1}^{m-1} r_i \cdot \overline{r_{i+1}}$$

$$C_6(r_0, R)=\sum_{i=0}^{m-1} r_i \oplus r_{i+1}=C_2(r_0 R)$$

$$C_7(r_0, R)=\sum_{i=0}^{m-1} \overline{r_i \oplus r_{i+1}}=C_3(r_0 R)$$

T を単一出力組合せ回路に対する任意の故障検査集合とし，T^0，T^1 を各々出力0，1を出す検査集合 T に属する検査入力の集合とする．$n=|T|$，$n_0=|T^0|$，$n_1=|T^1|$ とする．明らかに $n=n_0+n_1$ である．ここで $|A|$ は集合 A の要素の数を表す．このとき，故障検査集合 T から，次に示す3つの形の検査系列を定義する．

［定義2］

次の条件を満たす長さ p の系列を検査系列 α_T と記す．

(1) α_T は T の要素をすべて含む．

(2) α_T は T^0，T^1 から交互にとり出した要素の列である．

(3) $p \leq 2 \cdot \max\{n_0, n_1\} \leq 2n-2$．

［定義3］

$t_1^0 t_2^0 \cdots t_{n_0}^0 t_1^1 t_2^1 \cdots t_{n_1}^1$ を検査系列 β_T と記す．但し，$T^0=\{t_1^0, t_2^0, \cdots, t_{n_0}^0\}$，$T^1=\{t_1^1, t_2^1, \cdots, t_{n_1}^1\}$ である．

［定義4］

$t_1^0 t_2^0 \cdots t_{n_0}^0 t_1^0 t_1^1 t_2^1 \cdots t_{n_1}^1 t_1^1$ を検査系列 γ_T と記す．

一般に，図1のデータ圧縮回路には1つの圧縮関数だけでなく複数個の圧縮関数の組を実現する場合を想定する．すなわち，検査機構として複数個の圧縮関数の組 $C=(C_i, C_j, \cdots, C_k)$ を考える．圧縮関数を用いた検査機構が従来の検査機構で検査可能なすべての故障を検査可能かどうかを表現するために，回路の圧縮関数による検査可能性を次に定義する．

［定義5］

故障集合を F，検査系列を S，被検査回路を N，圧縮関数の組を C とする．F に属する各故障に対して，N に S を印加したときの出力応答に対する C の値が正常時の期待値と異なるならば，N は F に対して C と S により検査可能であるという．

3. 故障検出

圧縮関数の中で最も簡単な C_1 は one's count testing [2] で用いられており，次の定理が成立する．

［定理1（Hayes[2]）］

組合せ回路 N に対する多重故障検査集合を T とする．次の条件を満たす長さ $(n-n_0)\cdot(n_0+1)+n_0$ の系列を S とする．

(1) S は T^0 の各要素を1つずつ含む．

(2) S は T^1 の各要素を n_0+1 個ずつ含む．

このとき，回路 N は多重故障に対して圧縮関数 C_1 と系列 S により検査可能である．圧縮関数 C_1 の期待値は $n_1(n_0+1)$ で，S の長さはたかだか n^2-n+1 である．

この one's count testing では，従来の検査機構に比較して検査系列の長さが n から約 n^2 に増えており検査データの圧縮はされていない．検査系列がこれより短縮される検査機構として transition count testing[1] や edge count testing [4] がある．

［定理2（Hayes[1]）］

組合せ回路 N に対する単一故障検査集合を T とする．このとき，回路 N は単一故障に対して圧縮関数 C_2 と検査系列 α_T により検査可能である．圧縮関数 C_2 の期待値はたかだか $2n-3$ である．

圧縮関数 C_2 の定理2では多重故障に対して検査可能性が保障されていないが，圧縮関数 C_6 では多重故障に対しても検査可能性が成立することが次の定理3で示されている．

［定理3（Seth[3]）］

組合せ回路 N に対する多重故障検査集合を T とする．このとき，回路 N は多重故障に対して圧縮関数 C_6 と検査系列 α_T により検査可能である．圧縮関数 C_6 の期待値はたかだか $2n-2$ である．

［定理4（Reddy[4]）］

組合せ回路Nに対する多重故障検査集合をTとし，α_Tの長さを偶数とする．このとき，回路Nは多重故障に対して圧縮関数C_4と検査系列α_Tにより検査可能である．圧縮関数C_4の期待値は$\max\{n_0, n_1\}$である．

定理2～4により，圧縮関数C_2を用いたtransition count testing，圧縮関数C_6を用いたmodified transition count testing，圧縮関数C_4を用いたedge count testingでは期待値を蓄えるビット数が各々たかだか$\lceil \log_2(2n-3)\rceil$，$\lceil \log_2(2n-2)\rceil$，$\lceil \log_2(n-1)\rceil$である．従来の検査機構では出力系列の長さだけのビット数が必要であるのに比べると，対数的にデータ圧縮されているが，検査系列α_Tの長さが最悪の場合$2n-2$であるので従来の検査機構で必要な検査系列の長さnに比べて約2倍になっており，全体として検査データは圧縮されず増加している．

［定理5（Seth[3]）］

組合せ回路Nに対する多重故障検査集合をTとする．このとき，回路Nは多重故障に対して圧縮関数の組(C_1, C_6)と検査系列β_Tにより検査可能である．圧縮関数C_1とC_6の期待値は各々n_1と1である．

定理5において，検査系列β_Tの長さはnであるので従来の検査機構の検査系列の長さに等しい．又，期待値を蓄えるビット数は$\lceil \log_2 n_1\rceil$に圧縮されており，全体として検査データの圧縮に成功している．

定理5と同じ検査データの圧縮は圧縮関数の対(C_1, C_5)又は(C_1, C_7)を用いても可能であることを次の定理6で示そう．

［定理6］

組合せ回路Nに対する多重故障検査集合をTとする．このとき，回路Nは多重故障に対して，検査系列β_Tと圧縮関数の対(C_1, C_5)又は(C_1, C_7)のいずれを用いても検査可能である．圧縮関数C_1, C_5, C_7の期待値は各々n_1，0，$n-1$である．

（証明）

(1) 圧縮関数(C_1, C_5)の場合

β_Tに対する正常な出力応答は$R=0^{n_0}1^{n_1}$ $(n_0>0, n_1>0, n=n_0+n_1)$である．明らかに$C_1(R)=n_1$，$C_5(R)=0$である．逆に長さ$n$のある出力応答$R'$に対して，$C_1(R')=n_1$，$C_5(R')=0$だとすれば，$C_5(R')=0$により$R'=0^p1^q$ $(p>0, q>0, p+q=n)$又は$R'=0^n$又は$R'=1^n$である．しかるに$C_1(R')=n_1<n$であるので$R'=0^p1^q$且つ$q=n_1$である．従って，$p=n_0$，$q=n_1$となり$R'=R$となる．

以上より$C_1(R)=n_1$，$C_5(R)=0$となる長さnの系列Rは$R=0^{n_0}1^{n_1}$だけである．

(2) 圧縮関数(C_1, C_7)の場合

β_Tに対する正常な出力応答は$R=0^{n_0}1^{n_1}$である．明らかに$C_1(R)=n_1$である．圧縮関数C_7で$r_0=0$とおくと，$C_7(0, R)=C_3(0R)=n-1$となる．

逆に長さnの出力応答R'に対して，$C_1(R')=n_1$，$C_7(0, R')=n-1$とする．系列$0R'$の長さは$n+1$でしかも$C_3(0R')=n-1$であるので，$0R'$における0，1間の遷移回数は1である．従って，$0R'=0^p1^q$ $(p>0, q>0, p+q=n+1)$となり，$C_1(R')=n_1$より$q=n_1$，$p=n+1-n_1=n_0+1$となる．故に，$R'=0^{n_0}1^{n_1}=R$となる．

以上より，$C_1(R)=n_1$，$C_7(0, R)=n-1$となる長さnの系列Rは$R=0^{n_0}1^{n_1}$だけである．

（証明終）

定理5，6で示された圧縮関数の対(C_1, C_5)，(C_1, C_6)，及び(C_1, C_7)は確かに検査系列の長さを増やすことなく出力応答の検査データをnビットから$\lceil \log_2 n\rceil$ビットに対数的に圧縮することに成功しているが，それでも検査入力数nすなわち被検査回路に依存している．これに関して出力応答の検査データ，すなわち期待値を被検査回路に依存しない定数に圧縮することが可能である．これについては，次章で詳しく考察する．

4. 期待値が定数の検査機構

前章では(C_1, C_5)，(C_1, C_6)及び(C_1, C_7)のどの圧縮関数の対を用いても検査系列を増加させることなく，出力応答の検査データの長さをnから$\lceil \log_2 n\rceil$ビットに圧縮できることを示した．しかし，これらの圧縮関数を用いた検査機構では$\lceil \log_2 n\rceil$ビットのカウンタが必要であり，被検査回路の検査入力数nが増加すればカウンタのサイズを大きくするか又は検査系列を分割して検査回数を増やすという対策が必要となる．カウンタのサイズを変えたり検査回数を増やすことは検査の経費や効率などの面から望ましいことではない．従ってカウンタのサイズを固定し検査回数を増やさないために，期待値をnに依存しない定数にする検査機構が必要となる．これは次の定理7，8での検査機構で可能となる．

［定理7］

組合せ回路Nに対する多重故障検査集合をTとする．このとき，回路Nは多重故障に対して，検査系列α_T

と圧縮関数C_7により検査可能である．圧縮関数C_7の期待値は0である．

（証明）

α_Tに対する正常な出力応答は

$$R=\begin{cases}(0\,1)^l & (\alpha_T \text{の長さが} 2l \text{のとき})\\ (0\,1)^l 0 & (\alpha_T \text{の長さが} 2l+1 \text{のとき})\end{cases}$$

である．$r_0=1$とおく．明らかに$C_7(1, R)=C_3(1R)=0$である．

逆にある長さ$2l$の出力応答R'に対して$C_7(1, R')=C_3(1R')=0$とすれば，明らかに$R'=(0\,1)^l$となる．R'の長さが$2l+1$のときも$C_3(1R')=0$とすれば，$R'=(0\,1)^l 0$となり，$R'=R$となる．

以上より，$C_7(1, R)=C_3(1R)=0$となるRは一意的に決まり，α_Tによる正常な出力応答R以外の出力応答R'への変化は圧縮関数C_7により$C_7(1, R')\neq 0$として検出可能である．（証明終）

定理7では，期待値を0とする非常に簡単な検査機構を示したが，検査系列がα_Tであるため系列長が最悪の場合$2n-2$となり検査データ圧縮にはなっていない．そこで，系列長$n+2$の検査系列r_Tを用いて，期待値が0又は1に圧縮される検査機構を次の定理8で示す．その前に，定理8の証明に必要な補題1を先に証明する．

［補題1］

次の条件はすべて同値である．

(1) ある正整数p，qに対して$R=0^p 1^q$である．

(2) $C_4(R)=1$　且つ　$C_5(R)=0$

(3) $C_2(R)=1$　且つ　$C_4(R)=1$

(4) $C_2(R)=1$　且つ　$C_5(R)=0$

(5) $C_2(R)=1$　且つ　$C_6(0, R)=1$

(6) $C_4(R)=1$　且つ　$C_6(0, R)=1$

（証明）

(1) ⇨ (2), (3), (4), (5), (6)は明らかに成立する．

$C_4(R)=1$，$C_5(R)=0$とすれば，$C_5(R)=0$よりRはある正整数p，qに対して$R=0^{p+q}$又は1^{p+q}又は$0^p 1^q$である．更に$C_4(R)=1$であるから$R=0^p 1^q$でなければならない．従って，(2) ⇨ (1)が成立つ．

C_2, C_4, C_5の定義から$C_2(R)=C_4(R)+C_5(R)$が成立するので，明らかに(2)と(3)と(4)は同値である．

$C_6(0, R)=C_2(0R)=1$とすれば，系列$0R$には0から1又は1から0への遷移が1回存在する．しかも$0R$の系列の最初は0であることから，その遷移は0から1への遷移であることが分かる．従って，$C_5(R)=0$となる．このことから，(5) ⇨ (4)と(6) ⇨ (2)が成立する．（証明終）

［定理8］

組合せ回路Nに対する多重故障検査集合をTとする．このとき，回路Nは多重故障に対して，検査系列r_Tと圧縮関数の対(C_4, C_5), (C_2, C_4), (C_2, C_5), (C_2, C_6), (C_4, C_6)のいずれを用いても検査可能である．圧縮関数C_2, C_4, C_5, C_6の期待値は各々1，1，0，1である．

（証明）

$T=\{T^0, T^1\}$，$T^0=\{t_1^0, t_2^0, \cdots, t_{n_0}^0\}$，$T^1=\{t_1^1, t_2^1, \cdots, t_{n_1}^1\}$とする．検査系列$r_T$は

$$r_T=t_1^0 t_2^0 \cdots t_{n_0}^0 t_1^0 t_1^1 t_2^1 \cdots t_{n_1}^1 t_1^1$$

で，それに対する正常な出力応答は，

$$R=0^{n_0+1}\,1^{n_1+1}$$

である．

定理の任意の圧縮関数の対を(C_i, C_j)，その期待値をe_i, e_jとする．

補題1より明らかに，$R=0^{n_0+1}1^{n_1+1}$に対して，$C_i(R)=e_i$，$C_j(R)=e_j$となる．

逆に，長さn_0+n_1+2の出力応答R'に対して$C_i(R')=e_i$，$C_j(R')=e_j$とすれば，補題1によりある正整数p，qに対して，$R'=0^p 1^q$ $(p+q=n_0+n_1+2)$となる．今もし$R'\neq R$とすれば，$n_0+1>p$又は$n_0+1<p$のいずれかが成立する．$n_0+1>p$の場合，R'において検査入力t_1^0に対する出力値が1となり，$R'\neq 0^p 1^q$となり矛盾する．

$n_0+1<p$の場合，R'において検査入力t_1^1の出力値が0となり$R'\neq 0^p 1^q$となりやはり矛盾する．従って，$R'=R$でなければならない．

以上より$C_i(R)=e_i$，$C_j(R)=e_j$となる検査系列r_Tに対する出力応答Rは$R=0^{n_0+1}1^{n_1+1}$だけである．（証明終）

定理8により系列長が$n+2$の検査系列r_Tを用いて，期待値が被検査回路の規模に無関係に定数（0又は1）となる圧縮関数の組を示した．これらの関数を実現する場合，カウンタとしては1ビットのフリップフロップで十分であり，非常に簡単な回路で実現される検査機構であることが分かる．ただ，これらの検査機構においては，検査系列r_Tを生成する際に検査入力の集合から出力値が0と1の検査入力に分類しなければならないという若干の負担が生じる．最後に，**3.** とこの章で示した種々の検査機構を比較すると表1のようになる．

表1　各種検査機構の比較

	検査機構	検査系列の長さ	期待値（ビット）
	従来の方式	n	n
Hayes [2]	C_1	$\leqq n_1(n_0+1)+n_0$	$\leqq \lceil \log_2 n_1(n_0+1) \rceil$
Hayes [1]	C_2	$\leqq 2n-2$	$\leqq \lceil \log_2(2n-3) \rceil$
Reddy [4]	C_4		$\leqq \lceil \log_2(n-1) \rceil$
Seth [3]	C_6		$\leqq \lceil \log_2(2n-2) \rceil$
	(C_1, C_6)	n	$\lceil \log_2 n_1 \rceil + 1$
本論文	(C_1, C_5)		
	(C_1, C_7)		$\lceil \log_2 n_1 \rceil + \lceil \log_2(n-1) \rceil$
	C_7	$\leqq 2n-2$	1
	(C_4, C_5)	$n+2$	2
	(C_2, C_5)		
	(C_2, C_4)		
	(C_2, C_6)		
	(C_4, C_6)		

5. 多出力回路

前章までは，単一出力からなる組合せ回路を対象にその検査データを圧縮することのできる検査機構について考察した．ここでは多出力組合せ回路を対象に，その検査データの圧縮について考察する．

多出力回路の場合，各出力端子の出力値を同時に監視しなければならないため，単一出力回路の場合の簡単な拡張というわけにはいかない．例えば，ある出力端子に関して検査データ圧縮を行うために検査入力を順序付けた検査系列は一般にほかの出力端子にとって検査データ圧縮のための順序とはなっていないのが普通である．

そこで，ここでは k 個の出力端子をもつ多出力回路を 2^k 値出力組合せ回路とみなし，前章まで取扱ってきた2値系列を一般に q 値系列に拡張した圧縮関数を考察する．

［定義6］

$R = r_1 r_2 \cdots r_m$ を $0, 1, \cdots, q-1$ からなる q 値系列とする．圧縮関数 C_8, C_9, C_{10} を次に定義する．

$$C_8(R) = \sum_{i=1}^{m-1} p(r_i < r_{i+1})$$

$$C_9(R) = \sum_{i=1}^{m-1} p(r_i > r_{i+1})$$

$$C_{10}(R) = \sum_{i=1}^{m-1} p(r_i \neq r_{i+1})$$

ここで，p は括弧内の述語が真のとき1，偽のとき0の値をとる関数である．

$q=2$ の場合，これらの圧縮関数 C_8, C_9, C_{10} は各々，圧縮関数 C_4, C_5, C_2 に一致する．従って，C_4, C_5, C_2 の各圧縮関数を多値に拡張した圧縮関数である．

$T = \{T^0, T^1, \cdots, T^{q-1}\}$ を q 値出力組合せ回路に対する任意の故障検査集合とし，各 i $(0 \leq i \leq q-1)$ に対して T^i を T に属する出力値が i のすべての検査入力の集合とする．

$n = |T|$，$n_i = |T^i|$ とする．以下ではすべての i に対して $n_i > 0$ と仮定する．この仮定がくずれる場合はこの章の最後で考察する．

［定義7］

$$t_1^0 t_2^0 \cdots t_{n_0}^0 t_1^0 t_1^1 t_2^1 \cdots t_{n_1}^1 t_1^1 \cdots t_1^{q-1} t_2^{q-1} \cdots t_{n_{q-1}}^{q-1} t_1^{q-1}$$

を検査系列 δ_T と記す．但し，各 i について，$T^i = \{t_1^i, t_2^i, \cdots, t_{n_i}^i\}$ とする．

検査系列 δ_T に対する正常な出力応答は

$$R = 0^{n_0+1} 1^{n_1+1} \cdots (q-1)^{n_{q-1}+1}$$

である．$q=2$ の場合，δ_T は検査系列 r_T に一致し，r_T を多値に拡張した検査系列である．圧縮関数 C_4, C_5, C_2 を各々多値に拡張した圧縮関数が C_8, C_9, C_{10} であるので，**4.**の定理8で示した検査機構を多値に拡張することが可能である．

補題1を多値に拡張した補題を次に示す．

［補題2］

次の条件はすべて同値である．

(1)　ある正整数 $k_0, k_1, \cdots, k_{q-1}$ に対して，

$$R = \overbrace{0\,0 \cdots 0}^{k_0} \overbrace{1\,1 \cdots 1}^{k_1} \cdots \overbrace{(q-1)(q-1) \cdots (q-1)}^{k_{q-1}}$$

である．

(2)　$C_8(R) = q-1$　且つ　$C_9(R) = 0$

(3)　$C_8(R) = q - 1$　且つ　$C_{10}(R) = q - 1$

(4)　$C_9(R) = 0$　且つ　$C_{10}(R) = q - 1$

（証明）

(1) ⇒ (2), (3), (4)は明らかに成立する．

$C_8(R) = q - 1$，$C_9(R) = 0$ とすれば，$C_8(R) = q - 1$ より R は立上り（$i < j$ なる部分系列 ij）を $q - 1$ 回含み，$C_9(R) = 0$ より立下り（$i > j$ なる部分系列 ij）を含まない．従って R には q 値がすべて現われ，ある正整数 k_0，k_1，…，k_{q-1} に対して

$$R = 0^{k_0}\, 1^{k_1} \cdots (q-1)^{k_{q-1}}$$

となる．

$C_{10}(R) = C_8(R) + C_9(R)$ が成立するので，明らかに(2)と(3)と(4)は同値である．　（証明終）

［補題3］

検査系列 δ_T に対する出力応答 R がある正整数 k_0，k_1，…，k_{q-1} に対して

$$R = 0^{k_0}\, 1^{k_0} \cdots (q-1)^{k_{q-1}}$$

であるならば，$i = 0, 1, \cdots, q-1$ について $t_1^i, t_2^i, \cdots, t_{n_i}^i$ に対応する出力値がすべて等しい．

（証明）

検査系列 δ_T に含まれる T^i の要素からなる部分系列は，$t_1^i t_2^i \cdots t_{n_i}^i t_1^i$ で，その出力応答を R^i とする．

従って，もしこれらの検査入力に対する出力値がすべて等しいとはならないならば，明らかに，$C_9(R^i) \neq 0$ すなわち R^i に立下りが存在する．これは

$$R = 0^{k_0}\, 1^{k_1} \cdots (q-1)^{k_{q-1}}$$

なる R に対する $C_9(R) = 0$ に矛盾する．（証明終）

［定理9］

q 値出力組合せ回路 N に対する多重故障検査集合を $T = \{T^0, T^1, \cdots, T^{q-1}\}$ とする．このとき，回路 N は多重故障に対して，検査系列 δ_T と圧縮関数の対 (C_8, C_9)，(C_8, C_{10})，(C_9, C_{10}) のいずれを用いても検査可能である．圧縮関数 C_8，C_9，C_{10} の期待値は，各々 $q - 1$，0，$q - 1$ である．

（証明）

$T = \{T^0, T^1, \cdots, T^{q-1}\}$，$T^i = \{t_1^i, t_2^i, \cdots, t_{n_i}^i\}$ とする．検査系列 δ_T は

$$\delta_T = t_1^0 t_2^0 \cdots t_{n_0}^0 t_1^0 t_1^1 t_2^1 \cdots t_{n_1}^1 t_1^1 \cdots t_1^{q-1} t_2^{q-1} \cdots t_{n_{q-1}}^{q-1}$$

で，それに対する正常な出力応答 R は，

$$R = 0^{n_0+1}\, 1^{n_1+1} \cdots (q-1)^{n_{q-1}+1}$$

である．

定理の任意の圧縮関数の対を (C_k, C_l)，その期待値を e_k，e_l とする．

補題2より明らかに，

$$R = 0^{n_0+1}\, 1^{n_1+1} \cdots (q-1)^{n_{q-1}+1}$$

に対して，$C_k(R) = e_k$，$C_l(R) = e_l$ となる．

逆に，長さ $n_0 + n_1 + \cdots + n_{q-1} + q = n + q$ の出力応答 R' に対して，$C_k(R') = e_k$，$C_l(R') = e_l$ とすれば，補題2より，ある正整数 k_0，k_1，…，k_{q-1} に対して

$$R' = 0^{k_0}\, 1^{k_1} \cdots (q-1)^{k_{q-1}}$$

但し，$k_0 + k_1 + \cdots + k_{q-1} = n + q$ となる．補題3より，R' において，δ_T の部分系列 $t_1^i t_2^i \cdots t_{n_i}^i t_1^i$ の出力応答はすべて同じ値である．しかも R' には q 値すべて現れることから，$k_0 = n_0 + 1$，$k_1 = n_1 + 1$，…，$k_{q-1} = n_{q-1} + 1$ でなければならない．すなわち，$R' = R$ である．

以上より，$C_k(R) = e_k$，$C_l(R) = e_l$ となる検査系列 δ_T に対する出力応答 R は，

$$R = 0^{n_0+1}\, 1^{n_1+1} \cdots (q-1)^{n_{q-1}+1}$$

だけである．　（証明終）

定理9で示した検査機構は次のような特徴がある．圧縮関数 C_8，C_9，C_{10} のいずれの対を用いても，それらを実現する回路には $\lceil \log_2 q \rceil$ ビットの大小比較回路と，$\lceil \log_2 q \rceil$ ビットのカウンタが必要である．このサイズは被検査回路の出力数だけに依存し，検査入力数 n に無関係である．

どれだけの検査データの圧縮がなされるかを調べると，まず，出力応答のデータ（期待値）を蓄えるのに要するビット数が，従来の方式に比べ，$n \lceil \log_2 q \rceil$ ビットから $\lceil \log_2 q \rceil$ ビットへと $1/n$ に圧縮されている．一方，検査系列の長さは n から $n + q$ へと増加しているが，q に比べて n が十分大きな場合，その増加はわずかであり，更にその場合 $1/n$ に出力応答のデータ圧縮が行われる効果も十分現れる．

さて，これまでは検査集合に q 値のすべての出力値が現れるものと仮定した．この仮定が成立しない場合は，上述のようなデータ圧縮は期待できないが，比較的良好なデータ圧縮機構を次に示そう．まず故障検査集合を $T = \{T_1, T_2, \cdots, T_k\}$ とし，各 i に対して $T_i = \{t_{i1}, t_{i2}, \cdots, t_{in_i}\}$ を T に属する出力値 v_i のすべての検査入力の集合とする．出力値 v_i は昇順すなわち $i < j$ に対して $v_i < v_j$ とする．検査集合に q 値すべてが現れないので，$k < q$ である．

この検査集合 T に対して定義7と同様に長さ $n + k$ の検査系列 ε_T を

$$\varepsilon_T = t_{11} t_{12} \cdots t_{1n_1} t_{11} t_{21} t_{22} \cdots t_{2n_2} t_{21} \cdots t_{k1} t_{k2} \cdots t_{kn_k} t_{k1}$$

と定義する．ε_T に対する正常な出力応答は，

$$\overbrace{v_1 v_1 \cdots v_1}^{n_1+1}\ \overbrace{v_2 v_2 \cdots v_2}^{n_2+1} \cdots \overbrace{v_k v_k \cdots v_k}^{n_k+1}$$

である．検査機構としては，出力応答の値の変化を検知し，その値の差分 D_i（$D_1 = v_1$，$D_i = v_i - v_{i-1}$，$2 \leq i \leq k$）を求め期待値と比較照合する機構を想定する．この場合，期待値は k 個の値の組（$D_1, D_2, \cdots, D_k$）で比較回数はたかだか k である．この検査機構では，検査集合 T で検査するすべての故障を検出することができる．証明は略す．

この検査機構によりどれだけの検査データの圧縮がなされるかを調べると，まず期待値を蓄えるのに要するビット数が

$$\sum_{i=1}^{k} \lfloor \log_2 2D_i \rfloor \leq k \lfloor \log_2 2(q-k) \rfloor$$

となり，従来の方式に要するビット数

$$n \log_2 q = n \lfloor \log_2 2(q-1) \rfloor$$

との比率は

$$\frac{k \lfloor \log_2 2(q-k) \rfloor}{n \lfloor \log_2 2(q-1) \rfloor} < \frac{k}{n} < 1$$

となる．従って出力応答のデータは従来の方式に比較して k/n 以上に圧縮されることが分かる．

以上のことから検査集合に必ずしも q 値すべての出力値が現れない場合は，検査データの圧縮効果はあまり期待できず，又，検査機構が若干複雑になる．しかし，k に比べて n が大きくなるほどデータ圧縮の効果は良くなることが分かる．

6. むすび

本論文では，検査データを圧縮するための検査機構について考察した．単一出力組合せ回路に対しては，検査入力系列の長さを増やすことなく，出力応答の検査データを対数的に圧縮する検査機構を幾つか紹介した．更に，検査入力系列の長さを2だけ増すことにより，出力応答の検査データを被検査回路に依存しない定数（0又は1）に圧縮する検査機構を幾つか示した．この検査機構ではカウンタが不要となり，非常に簡単な回路で実現できる利点がある．

多出力組合せ回路に対しては，一般に単一出力回路用の圧縮関数では効率の良いデータ圧縮は望めないので，多出力回路を多値出力回路とみなし，単一出力回路用の圧縮関数を多値に拡張した圧縮関数を導入した．検査集合に回路の出力値をすべて含む場合は，これらの圧縮関数を用いて，q 値出力回路に対して出力応答の検査データを $n\lceil \log_2 q \rceil$ ビットから $\lceil \log_2 q \rceil$ ビットに $1/n$ に圧縮することができる．検査集合に必ずしも q 値すべての出力値が現れない場合は，検査機構は若干複雑になるが検査データを k/n に圧縮する方法を示した．

検査データの圧縮のための検査機構について考察してきたが，対象とした回路は組合せ回路のみであった．実際問題としては，順序回路に対して検査データの圧縮がより望まれるわけであるが，今まで提案された圧縮関数では，検査データの圧縮のためには検査入力に順序をつけなければならず，このことは組合せ回路に対しては容易であったが，入力の順序が時間軸に関係する順序回路に対しては非常に困難な問題である．故障見逃し率を必ずしも零とする要求がない場合は，CRC法などの確率的手法による検査機構でもって，順序回路に対する有効な検査データ圧縮を期待することができる．将来の研究課題としては，故障見逃し率を零とする，順序回路に対する効率の良い検査データ圧縮のための検査機構を求めることがあげられる．

謝辞　日ごろ御指導頂く本学尾崎弘教授ならびに御討論頂いた尾崎研究室の諸氏，特に**5.**の多出力回路に関して有益な御討論を頂いた本学大学院博士課程の金武完氏に謝意を表す．

文　　献

(1) Hayes, J. P. : " Transition count testing of combinational logic circuits ", IEEE Trans. Comput., C-25, 6, p.613 (June 1976).

(2) Hayes, J. P. : " Check sum methods for test data compression ", J. DA & FTC, 1, 1, p.3 (Oct. 1976).

(3) Seth, S. C. : " Data compression techniques in logic testing : An extention of transition counts ", J. DA & FTC, 1, 2, p.99 (Feb. 1977).

(4) Reddy, S. M. : " A note on testing logic circuits by transition counting ", IEEE Trans. Comput., (Correspondence), C-26, 3, p.313 (March 1977).

(5) Parker, K. P. : " Compact testing : Testing with compressed data ", Proc. FTCS-6, p.93 (June 1976).

(6) Losq, J. : " Referenceless random testing ", Proc. FTCS-6, p.108 (June 1976).

(7) Benowitz, N., Calhoun, D. F., Alderson, G. E., Bauer, J. E. and Joeckel, C. T. : " An advanced fault isolation system for digital logic ", IEEE Trans. Comput., C-24, 5, p.489 (May 1975).

（昭和52年11月4日受付，53年1月12日再受付）