プログラミング-言語・基礎・実践- 16－17
(1994. 3. 10)

コンピュータを用いたブール関数簡単化の一方法II－禁止有－

苫米地 宣裕

八戸工業大学電気工学科

〒031 青森県八戸市大字妙字大開８８－１、八戸工業大学

あらまし 本研究は、論理回路演習用ＣＡＩソフトを開発する一環として行ったもので、ブール関数簡単化問題の正解をコンピュータを用いて求める一つの方法を提案している。このＣＡＩ応用においては、論理変数の個数は２～５個と限定されるが、処理時間が数秒以内であることが要求される。本研究では、論理値が３値をとる３値カルノー図をまず示し、この３値カルノー図を用いる簡単化の方法を提案している。簡単化は、まず、３値カルノー図に与式より生じ得るすべての項を作成し、次いで、冗長な項を削除していくという手順で行われる。これまでの研究で、禁止がない場合の簡単化について明らかにした。本稿では、禁止有りの場合について報告する。

キーワード ブール関数／簡単化／ＣＡＩ／３値カルノー図／コンピュータ

A Minimization Method of Boolean-Functions Based on the Ternary Karnaugh Map

Nobuhiro Tomabechi

Hachinohe Institute of Technology

Hachinohe Institute of Technology, 88-1 Obiraki, Hachinohe, 031 Japan

Abstract This paper proposes a novel algorithm for Boolean-function minimization. The algorithm is used for obtaining correct answers in the logic circuit design training software. In such CAI applica-tions, the number of logic variables is limitted to the one equale to or less than 5, on the other hand, the processing time is required to be less than a few seconds. In the proposed method, the ternary Karnaugh map is introduced. The minimizing process is as follows; 1. all of the terms obtainable from the given Boolean-function are made in the ternary Karnaugh map, 2. redundant terms are deleted. The study has been done on the case without don't-cares. This paper reports on the algorithm with don't-cares.

Key words Boolean-function/minimization/CAI/ternary Karnaugh map/computer

1　まえがき

本研究は、論理回路設計演習用ＣＡＩソフト開発の一環として行われたもので、このＣＡＩソフトに用いる新しいブール関数簡単化アルゴリズムを提案するものである。

ブール関数の簡単化については、ブール代数の法則を用いる方法やカルノー図を用いる方法がよく知られている[(1)-(3)]。これらは、人間の記号処理能力、図形処理能力を利用する方法で、いわば人手による方法ということができる。一方、コンピュータを用いる簡単化の方法も、クワインーマクラスキの方法をはじめ種々研究されているが[(4)、(5)]、これらは、主に、論理変数の多い大規模な論理回路の自動設計を目的として行われているようである。

ところで、論理回路設計演習に用いるＣＡＩソフトを作成しようとすると、コンピュータを用いるブール関数簡単化の必要性が生ずる。ブール関数簡単化の演習問題において、正解か否かを自動的に判定するためである。このＣＡＩ応用においては、論理変数の個数は、２～５個に限定されるが、簡単化に要する時間が、人間の解答待ち時間の心理的限界とされる数秒以内が望まれる。また、使用するコンピュータは安価なパソコンが想定され、演算速度が限定される。従来のクワインーマクラスキ法に基づいてプログラム作成を行った結果では、上記条件が満足されないことが明らかとなり[(6)]、より処理時間の短いアルゴリズムの開発が期待されている。

本研究で提案する方法では、まず、ブール関数の表現に、論理変数の値が３値をとるカルノー図を導入する。本図により、記号数の一定しない項より成る任意のブール関数を系統的に表現することが可能となる。提案するアルゴリズムの特徴は次の２点に要約される。①与式より生じ得るすべての項を、３値カルノー図に一挙に作成し、次いで、冗長な項を種類ごとに順次削除していく、②非必須な項の最適な組み合わせ（最小被覆という）を項の連鎖をたどることにより求める。これまでの研究により、禁止なしの場合の簡単化の方法を明らかにした[(7)]。本稿では、禁止有りの場合について検討し、アルゴリズムを完成したことを報告する。

2　３値カルノー図とその性質

２・１　３値カルノー図の導入

本研究では、ブール関数を表現する１つの方法として，３値カルノー図（Ternary Karnaugh Map）を提案する。これは、次のように定義される。

［定義１］３値カルノー図

３値カルノー図は、論理変数の個数をＰとすると，Ｐ次元の表であり、Ｐ次元配列で表わされる。３値カルノー図を**U**と記述する。３値カルノー図のセルは、配列要素で表わされる。これをＵ、または、$U[x_1, x_2, ..., x_P]$と記述する。ただし、$x_1, x_2, ..., x_P$は論理変数を示している。また、論理変数は、０、１、２の３値をとる。セルは、ブール関数の項Ｆに１対１に対応づけられる。この対応は次のように表わされる。まず、$F = f(x_1)f(x_2)\cdots f(x_P)$と表わす。このとき、$f(x_i)$ $(i = 1, 2, ..., P)$は次のように決められる。

$x_i = 0 \quad f(x_i) = \overline{x}_i$

$x_i = 1 \quad f(x_i) = x_i$

$x_i = 2 \quad f(x_i) = 1$

配列要素は０、１の値をとり、次のような内容を表わす。

Ｕ＝０　ブール関数に対応する項がない

Ｕ＝１　ブール関数に対応する項がある　□

［例１］３値カルノー図の例

図１に、３変数の場合の３値カルノー図のセルと項の対応を示している。

	X_1: 0	1	2	0	1	2	0	1	2
X_2 = 0	$\overline{X}_1\overline{X}_2\overline{X}_3$	$X_1\overline{X}_2\overline{X}_3$	$\overline{X}_2\overline{X}_3$	$\overline{X}_1\overline{X}_2X_3$	$X_1\overline{X}_2X_3$	$\overline{X}_2X_3$	$\overline{X}_1\overline{X}_2$	$X_1\overline{X}_2$	X_2
X_2 = 1	$\overline{X}_1X_2\overline{X}_3$	$X_1X_2\overline{X}_3$	$X_2\overline{X}_3$	$\overline{X}_1X_2X_3$	$X_1X_2X_3$	X_2X_3	$\overline{X}_1X_2$	X_1X_2	X_2
X_2 = 2	$\overline{X}_1\overline{X}_3$	$X_1\overline{X}_3$	$\overline{X}_3$	$\overline{X}_1X_3$	X_1X_3	X_3	$\overline{X}_1$	X_1	1
X_3:	0	0	0	1	1	1	2	2	2

図１　３値カルノー図のセルと項の対応（３変数の場合）

以上のように、３値カルノー図は積和形式の任意のブール関数を系統的に表現することができる。３値カルノー図は、図として用いるとき、通常のカルノー図のような項の隣接関係が見易いという特長は有しない。しかし、表として用いるときは、各変数独立の構造となっているので、セル同士の関係が調べ易いという特長を有している。

［定義２］２値カルノー図

通常のカルノー図を２値カルノー図という。２値カルノー図もＰ次元配列で表わされる。２値カルノー図を$\mathbb{K}$と記述する。２値カルノー図のセルも配列要素で表わされる。これをＫ、または、Ｋ［x_1，x_2，．．．，x_P］と記述する。ただし、x_1，x_2，．．．，x_Pは論理変数を表わしている。論理変数の値は、０、１の２値をとる。２値カルノー図のセルと項の対応は３値カルノー図に準ずる。ただし、論理変数が２値なので、セルは最小項にのみ対応する。配列要素は０、１、２の値をとり、次のような内容を表わす。

Ｋ＝０　ブール関数に対応する項がない

Ｋ＝１　ブール関数に対応する項がある

Ｋ＝２　ブール関数の対応する項が禁止である　□

２・２　用語の定義と３値カルノー図の性質

以下の論述に用いる用語の定義と３値カルノー図の性質について述べる。

［定義３］吸収項、被吸収項

２つの項、F_1，F_2があって、F_1に含まれる最小項がすべてF_2に含まれていて、かつ、F_1に含まれていない最小項が少なくとも１つF_2に含まれているとき、「F_1はF_2の被吸収項である」、あるいは、「F_2はF_1の吸収項である」といい、$F_1 \sqsubset F_2$と記述する。また、２値カルノー図、または、３値カルノー図のセルをＶ、Ｖに対応する項をF_1，３値カルノー図のＶでないセルをＵ、Ｕに対応する項をF_2とするとき、$F_1 \sqsubset F_2$であれば、$V \sqsubset U$と記述する。　□

［定義４］必須項

あるブール関数を$\mathbb{V}$、$\mathbf{V}$からある項Ｆを除いた関数を$\mathbf{V}_1$とするとき、$\mathbb{V}$に含まれる最小項が$\mathbb{V}_1$に含まれないとき、項Ｆを必須項という。

［定義５］連結、連結点

２つの項F_1，F_2があって、F_1，F_2が共通の最小項を有するとき、「F_1とF_2は連結し

ている」といい、$F_1 \infty F_2$ と記述する。ただし、F_1 と F_2 の共通の最小項がすべて禁止のときは連結していないとする。F_1 と F_2 が連結していないことを、$F_1 \not\infty F_2$ と記述する。また、F_1 と F_2 の共通の最小項を連結点という。

［定義６］連鎖

あるブール関数から被吸収項と必須項を除いた項の集合を$\mathbb{H}$とする。$\mathbb{H}$の部分集合で、次の条件１、条件２のいずれか１つ、および、条件３に合う集合$\mathbb{R}$を連鎖という。

条件１　ただ１つの項を含む。

条件２　複数の項を含み、$F_i, F_j \in \mathbb{R}$である任意の２つの項F_i, F_jについて次の関係が成り立つ。

$F_i \infty F_j$

または、

$F_i \infty F_{ij1} \infty F_{ij2} \infty \cdots \infty F_{ijN} \infty F_j$

ただし、F_{ij1}、F_{ij2}、・・・、$F_{ijN} \in \mathbb{R}$

条件３　$F_i \in \mathbb{R}$、$F_k \in \mathbb{H}$、かつ、$F_k \notin \mathbb{R}$である任意の２つの項F_i、F_kについて次の関係が成り立つ。

$F_i \not\infty F_k$ □

［定義７］必須連結項

連鎖に含まれる項の中で、必須項と連結している項を必須連結項という。

［定義８］分岐項、分岐点

連鎖に含まれる項の中で、３個以上の項に連結している項を分岐項という。また、分岐項とそれに連結している項の連結点を分岐点という。

［定義９］端

連鎖に含まれる項の中で、必須連結項、分岐項、分岐点と連結している項、および、ただ１個だけの項と連結している項を端という。 □

上の定義９において、ただ１個だけの項と連結している項とは、定義５の「F_1、F_2 の共通の最小項がすべて禁止のときは $F_1 \not\infty F_2$ とする」条件が当てはまる F_1、F_2 を指している。

［定義１０］閉連鎖

端を有しない連鎖、すなわち、単一のループをなす連鎖を閉連鎖という。

［定義１１］単連鎖

連鎖$\mathbb{R}$の部分集合で、次の条件１〜条件３のいずれか１つに合う集合$\mathbf{T}$を単連鎖という。

条件１　ただ１つの項Ｆを含む。ただし、Ｆは端である。

条件２　端を２つだけ含む。この端をF_1、F_Nとし、$\mathbf{T} = \{F_1、F_2、F_3、\ldots、F_N\}$とすると次の関係が成り立つ。

$F_1 \infty F_2 \infty F_3 \infty \cdots \infty F_N$

条件３　閉連鎖である。 □

［定義１２］マッピング

項の集合$\mathbf{V}$に含まれる項を最小項に分解して２値カルノー図$\mathbf{K}$の対応するセルＫをＫ＝１にする操作を、「$\mathbf{V}$を$\mathbb{K}$にマッピングする」といい、$\mathbf{V} \Rightarrow \mathbb{K}$と記述する。

［定義１３］被覆、最小被覆

集合$\mathbf{V} \Rightarrow$２値カルノー図$\mathbf{K}$によってセルＫが１となったとき、「$\mathbf{V}$はＫを被覆する」という。また、１つのセルＫに$\mathbb{V}$のＮ個の項が対応するとき、「$\mathbf{V}$はＫをＮ重に被覆する」という。また、同じＫを与える$\mathbf{V}$の項の組み合わせの中で項の数、または、項の記号数の合計が最も少なくなる組み合わせを「$\mathbf{V}$の$\mathbb{K}$に関する最小被覆」、あるいは単に「$\mathbf{V}$の最小被覆」という。 □

３値カルノー図に関して、以下の定理が成り立つ。

［定理１］吸収項の判別１

P変数の3値カルノー図の1つのセルをU_1とすると、$U_1 \sqsubset U_2$となるセルU_2は、U_1のP個の変数を、1～P個の2で置き換えて得られる。ただし、置き換えて得られた変数の組が元の変数の組と同じになるものは除く。

（証明）U_1に対応する項をF_1とする。U_1の値が2でないいくつかの変数x_{ij}　（$j=1, 2, ...$）を2で置き換えたセルをU_2、U_2に対応する項をF_2とする。このとき、F_2ではx_{ij}が恒等的1となり、これはF_2が$\overline{x}_{ij}$を含む項とx_{ij}を含む項の和となることを示す。F_1は$\overline{x}_{ij}$かx_{ij}のいずれか一方のみを含むので、$F_1 \sqsubset F_2$、従って$U_1 \sqsubset U_2$となる。

逆に、項$F_1 \sqsubset$項F_2とすると、F_2においては恒等的1であり、F_1においては恒等的1でない変数が少なくとも1個存在しなければならない。F_1に対応するセルをU_1，F_2に対応するセルをU_2とすると、U_1では2でなくU_2では2となる変数が少なくとも1個存在することになる。そのようなU_2はU_1のP個の変数を、1～P個の2で置き換えて得られる。ただし、置き換えて得られた変数の組が元の変数の組と同じになるときは、U_1とU_2は同一となり、$F_1 \sqsubset F_2$とはならないので除く必要がある。 □

なお、定理1において生ずる吸収項の数は、変数の数をPとすると、2^P-1個となる。

［系1］吸収項の判別2

P変数の2値カルノー図の1つのセルをKとすると、$K \sqsubset U$となるセルUは、KのP個の変数を、1～P個の2で置き換えて得られる。

（証明）定理1の証明と等しくなる。ただし、2値カルノー図では変数の値は0か1だけなので、変数を2で置き換えた変数の組が、元の変数の組と同じになることはない。従って、定理1の場合についた但し書きは必要なくなる。 □

単連鎖に関して以下の定理が成り立つ。

［定理2］

単連鎖$\mathbb{R} \Rightarrow$2値カルノー図$\mathbb{K}$を行うと、$\mathbb{R}$は$\mathbb{K}$を2重に被覆する。ただし、①必須連結項の必須項との連結点、②分岐点、③禁止のセルは除く。

（証明）単連鎖には必須項は含まれないので、$\mathbb{K}$に1重に被覆されるセルがあるとすれば、必須項との連結点か、分岐点か、または、禁止のセルだけである。また、$\mathbb{K}$に3重以上に被覆されるセルがあるとすれば、そのセルを連結点とする3個以上の項が存在しなければならない。しかし、定義11より、単連鎖にはそのような項は含まれていないので、$\mathbb{K}$が3重以上に被覆されることはない。

□

［定理3］

単連鎖を構成する項は、互いに連結していない項で構成されるグループに2つに分けることができる。

（証明）単連鎖を$\mathbb{T}=\{F_1、F_2、F_3、....、F_{2N+1}\}$と表わす。ただし、項の数は奇数と仮定している。項の数が偶数のときはF_{2N+1}は除くとする。単連鎖においては、1つの項が3個以上の項と連結することはないので、端の1つをF_1、端がない場合（閉連鎖の場合）は任意の項をF_1とすると次の関係が成り立つ。

$F_1 \infty F_2 \infty F_3 \infty F_4 \infty \cdots \infty F_{2N+1}$

また、次の関係が成り立つ。

$F_i \not\infty F_{i+2}$　（$i=1, 2, ..., 2N-1$）　（1）

$\mathbb{T}$を次の2つのグループに分ける。

グループA＝$\{F_1、F_3、....、F_{2N+1}\}$

グループB＝$\{F_2、F_4、....、F_{2N}\}$。

このとき、グループAの任意の2つの項をF_j、F_kとすると、式（1）より次の関係が成り立つ。

$F_j \not\infty F_k$

グループBについても同様の関係が成り立つ。 □

3　簡単化アルゴリズム

本稿では、論理変数の数は５以下とする。また、簡単の意味は，ブール関数を積和形式に表わしたとき、項数が少ないこと、項数が同じときは項の記号数が少ないことをいうこととする。

本稿で提案するブール関数簡単化の方法は、まず、与えられたブール関数から生じ得るすべての項を３値カルノー図に作成し、次いで、冗長な項を項の種類ごとに順次削除していくという手順をとる。この手順は次のように定式化できる。ただし、簡単化の対象となるブール関数は２値カルノー図$\mathbf{K}_1$の形で与えられるとする。また、解は３値カルノー図$\mathbf{U}$の形で得るとする。なお、以下、「３値カルノー図のセルに対応する項」を「３値カルノー図の項」と簡略化して記述する。

［アルゴリズム１］簡単化の全手順

ステップ１－１　２値カルノー図$\mathbf{K}_1$より生じ得るすべての項を求め３値カルノー図$\mathbf{U}$に記入する。

ステップ１－２　$\mathbf{U}$より禁止のみで構成される項を削除する。

ステップ１－３　$\mathbf{U}$より他の項の被吸収項となる項を削除する。

ステップ１－４　$\mathbf{U}$より非必須項を求め、非必須項登録表に登録する。

ステップ１－５　非必須項登録表より一つの連鎖をとり出す。

ステップ１－６　連鎖の最小被覆を求め、最小被覆に含まれない項を$\mathbf{U}$から削除する。

ステップ１－７　ステップ１－５，ステップ１－６を、非必須項登録表に連鎖がなくなるまでくり返す。　□

$\mathbf{U}$に残った項が解となる。

以下、アルゴリズム１の各ステップを逐次詳述する。

（１）ステップ１－１：２値カルノー図より生じ得るすべての項を求める手続き

［アルゴリズム２］

ステップ２－１　$\mathbf{U}$のすべての項を$U=1$とする。

ステップ２－２　$\mathbf{K}_1$から$K_1=0$となる項を１つとる。

ステップ２－３　$K_1 \sqsubset U$となるすべてのUを$U=0$とする。$K_1 \sqsubset U$の判別には系１を適用する。

ステップ２－４　ステップ２－２、ステップ２－３を、$K_1=0$となるすべての項についてくり返す。　□

$\mathbf{U}$に$U=1$で残った項がK_1より生じ得るすべての項となる。

（２）ステップ１－２：禁止のみで構成される項を削除する手続き

［アルゴリズム３］

ステップ３－１　$\mathbf{K}_1$の禁止の項のみより生ずるすべての項を求め３値カルノー図$\mathbf{U}_1$に記入する。

ステップ３－２　$\mathbf{U}$から$\mathbf{U}_1$の項を削除する。　□

上記ステップ３－１は、アルゴリズム２を用いることができる。ただし、ステップ２－２の「$K_1=0$となる項」を、「$U \neq 2$となる項」、と変更する。

（３）ステップ１－３：被吸収項を削除する手続き

［アルゴリズム４］

ステップ４－１　$\mathbf{U}$から、$U=1$となる項を１つとる。この項をU_1とする。

ステップ４－２　$U_1 \sqsubset U$となるすべてのUについて$U=1$か否かを調べる。$U=1$となる項が１つでもあれば$U_1=0$とする。$U_1 \sqsubset U$の判別には定理１を適用する。

ステップ４－３　ステップ４－１，ステップ４－２を、$U=1$となるすべての項についてくり返す。　□

（４）ステップ１－４：非必須項を登録する手続き

必須項も以下の処理に必要となるので、非必須項と同時に登録する。
［アルゴリズム5］
ステップ5－1　$\mathbb{U}$から、U＝1となる項を1つとる。
ステップ5－2　$\mathbb{U}$からこの項を除いた3値カルノー図を$\mathbb{U}_2$として、$\mathbb{U}_2 \Rightarrow$ 2値カルノー図$\mathbb{K}_2$を求める。この処理の詳細はアルゴリズム6に記す。
ステップ5－3　$\mathbb{K}_2$と元のカルノー図$\mathbb{K}_1$を比較する。K_1 $[x_1, x_2, ..., x_p] = 1$、かつ、K_2 $[x_1, x_2, ..., x_p] = 0$となる変数の組が1つでもあれば必須項、なければ非必須項と判定できる。必須項を表Wに、非必須項を表Qに登録する。　□
上記ステップ5－2、$\mathbb{U}_2 \Rightarrow \mathbb{K}_2$を求める手続きは次のようになる。
［アルゴリズム6］$\mathbb{U}_2 \Rightarrow \mathbb{K}_2$
ステップ6－1　$\mathbb{K}_2$のすべての項を0にする。
ステップ6－2　$\mathbb{K}_2$の1つの項K_2をとる。
ステップ6－3　$K_2 \sqsubset U_2$となるすべてのU_2について$U_2 = 0$か否かを調べる。$U_2 = 0$となる項が1つでもあれば$K_2 = 1$とする。$K_2 \sqsubset U_2$の判別には系1を適用する。
ステップ6－4　$\mathbb{K}_2$のすべての項について、ステップ6－2，ステップ6－3をくり返す。□
必須項、非必須項の登録において、登録表として3値カルノー図を用いることも可能であるが、通常の一連番号表を用いる方が表の空白が少なくなり処理が効率的となる。表は、2次元配列、W［I，J］，Q［I，J］を用い、変数Iで一連番号を表わし、変数Jで$x_1, x_2, ..., x_p$を表わすとよい。

（5）ステップ1－5：連鎖を取り出す手続き
連鎖が単連鎖のときはそのまま、単連鎖でないときは単連鎖に分割して取り出す。
［アルゴリズム7］
ステップ7－1　単連鎖の端を求め、連鎖登録表Rに登録するとともに、非必須項登録表Qから削除する。端は以下のように求める。
①必須項登録表Wから項を1つとるか、または、分岐点登録表BRから分岐点を1つとり、これに連結する項を表Qより求める。
②表Qの中から3個以上の項と連結する項を求める。この項が求まったとき、分岐点を求め表BRに登録する。
③表Qの中からただ1個の項と連結する項を求める。
④上記①～③の項がなく、かつ、表Qに項があるときは閉連鎖が形成されている。この場合は、表Qから1つの項をとり端とする。
ステップ7－2　表Rにある項に連結する項を表Qから取り出し，表Rに追加する。
ステップ7－3　ステップ7－2を、連鎖の後端が検出されるまでくり返す。　□

（6）ステップ1－6：連鎖の最小被覆を求め最小被覆に含まれない項を削除する手続き
定理3より、単連鎖を互いに連結しない項で構成される2つのグループに分けることができる。このように分けたグループは、定理2より、どちらもKを1重に被覆する。Kを1重に被覆するということは最小被覆となり得ることを意味している。ただし、定理2に示したKが1重に被覆されるセル①②③はいずれか一方のグループによってのみ被覆される。このうち②分岐点は必ず被覆される必要があるが、連鎖を構成するどれか1つの単連鎖によって被覆されればよい。なお、グループ分けは単連鎖の取り出しと同時に行うことができる。従って、本ステップの手続きは次のようになる。
［アルゴリズム8］
ステップ8－1　表Qから先端を取り出し、グループ1の登録表Aに登録する。

ステップ８－２　表Ａにある項と連結する項を表Ｑから取り出し、グループ２の登録表Ｂに登録する。
ステップ８－３　表Ｂにある項と連結する項を表Ｑから取り出し、表Ａに追加登録する。
ステップ８－４　ステップ８－２、ステップ８－３を、連鎖の後端が検出されるまでくり返す。
ステップ８－５　最小被覆の判定を行い、最小被覆とならない表の項を３値カルノー図$\mathbb{U}$から削除する。最小被覆の判定は以下のように行う。

①単連鎖の項数が奇数のとき：表Ａの項数＞表Ｂの項数、であるから、表Ｂを最小被覆とする。

②単連鎖の項数が偶数のとき：表Ａの項数＝表Ｂの項数、であるから、記号数の少ない方の表を最小被覆とする。記号数も等しいときは、まだ被覆されていない分岐点を含む方の表を最小被覆とする。

③閉連鎖の場合：表Ａの項数＝表Ｂの項数、であるから、記号数の少ない方の表を最小被覆とする。

ステップ８－６　いずれの単連鎖によっても被覆されない分岐点が残っている場合は次のように処理する。

①表Ａの項数＝表Ｂの項数となる単連鎖がないとき：被覆されない分岐点と連結する項の一つを$\mathbb{U}$に付加する。

②表Ａの項数＝表Ｂの項数となる単連鎖があるとき：被覆されない分岐点を含む方の表を最小被覆とみなし、$\mathbb{U}$からの削除をやり直す。　□

４　むすび

本研究では、論理回路設計演習用ＣＡＩソフトに用いる新しいブール関数簡単化アルゴリズムを提案している。前報告までは、禁止なしの場合について検討してきた。本稿では、禁止有りの場合について検討し、アルゴリズムを完成した結果を報告した。

提案したアルゴリズムに基づき簡単化プログラムを作成した結果、良好に動作することが確認されている。なお、提案したアルゴリズムと従来のアルゴリズムとの比較も検討中であり、別途報告する予定である。

参考文献

（１）フィスタ、尾崎訳：”ディジタル計算機の論理設計”、朝倉書店、(1960)

（２）F.J.Hill & G.R.Peterson,"Introduction to Switching Theory & Logical Design", John Wiley & Sons,Inc., (1968)

（３）足立暁生：”論理設計の基礎”、東海大学出版会、(1973)

（４）吉田典可、”論理数学II”、共立出版、(1978)

（５）向殿、笹尾：”スイッチング理論演習”、朝倉書店、(1984)

（６）苫米地宣裕：”コンピュータを用いた論理式簡単化の一方法”、１９９３年度電子情報通信学会秋期全国大会論文集、6-8、 (1993)

（７）苫米地宣裕：”コンピュータを用いたブール関数簡単化の一方法”、信学技報、 COMP93-52, PP.19-28, (1993)