

3H-03 モデルベース診断による論理回路の stuck-at 故障の検出

平塚聡

房岡璋

立命館大学理工学部情報学科

1. はじめに

Synchronous Boolean Network (SBN) に対するモデルベース診断の手法について述べる。一般にモデルベース診断では, conflict set (故障部品の候補の論理和) を生成する必要があるが, SBN に対しては従来の手法では生成される節集合が膨大になるため有効でない。ここでは効率的な conflict set の生成手法を提案する。

2. 問題記述

2-1. 状況設定

組み合わせ部論理回路の部分と D-flipflop で構成する同期順序回路を扱う。故障は static で permanent であるとする。また, ここでは故障は実際に起こる故障の大半を占める stuck-at 故障に限定して取り扱う。

2-2. システム記述

システム記述 (SD) はコンポーネントの正常な動作を記述する節集合である。ここでは ANDgate, ORgate, D-flipflop を使う。ゲートは以下の式で記述する。

ANDgate: $\{\{\bar{x}_1 \vee \bar{x}_2 \vee y\}, \{x_1 \vee \bar{y}\}, \{x_2 \vee \bar{y}\}\}$

ORgate: $\{\{x_1 \vee x_2 \vee \bar{y}\}, \{\bar{x}_2 \vee y\}, \{\bar{x}_1 \vee y\}\}$

ここで x_1, x_2 は入力変数, y は出力変数である。D-flipflop の記述は以下のように与えられる。

D-flipflop: $\{\{z \vee \bar{z}'\}, \{\bar{z} \vee z'\}\}$

ここで z, z' はそれぞれ D-flipflop の入力変数, 出力変数である。つまり, z' は次の状態の値を表している。コンポーネント c のシステム記述を $SD(c)$ と表記する。

2-3. 故障記述

2 fan-in ゲートにおいては, 6 通りの stuck-at 故障の可能性がある。すなわち, x_1 stuck-at 0, x_1 stuck-at 1, x_2 stuck-at 0, x_2 stuck-at 1, y stuck-at 0, y stuck-at 1 である。しかし, ANDgate においては入力の stuck-at 0

故障は y stuck-at 0 故障と等価であり, ORgate においては入力の stuck-at 1 故障は y stuck-at 1 故障と等価である。よってひとつのゲートに対して 4 通りの故障パターンをとりあつかう。表 1 に示される全ての故障に対して, abnormal-literal $L0, L1, R0, R1, Y0, Y1 \in AB$ を割り当てる。これらのリテラルを使うことにより, 故障記述 FD は

ANDgate: $L1 \supset \{\{y \vee \bar{x}_2\}, \{\bar{y} \vee x_2\}\}, R1 \supset \{\{y \vee \bar{x}_1\}, \{\bar{y} \vee x_1\}\}, Y0 \supset \{\{\bar{y}\}\}, Y1 \supset \{\{y\}\}$

ORgate: $L0 \supset \{\{y \vee x_2\}, \{\bar{y} \vee x_2\}\}, R0 \supset \{\{y \vee \bar{x}_1\}, \{\bar{y} \vee x_1\}\}, Y0 \supset \{\{\bar{y}\}\}, Y1 \supset \{\{y\}\}$

D-flipflop: $Y0 \supset \{\{\bar{y}\}\}, Y1 \supset \{\{y\}\}$

のように示すことができる。

abnormal literal $\xi \in AB$ の上記の式における節集合部分を $FD(\xi)$ と表記する。

2-4. 観測の記述

観測 OBS はユニット節の集合である $OBS_i, i = 1, 2, \dots, r$ で構成される。 OBS_i は状態遷移の中の i ステージにおける観測をあらわす。

2-5. conflict set

conflict set CF は positive な abnormal literal の節集合で, $SD \cup FD \cup OBS \supset CF$ を指すものである。冗長性のない CF を最小 CF と呼ぶ。

3. 診断

3-1. 全体の枠組み

状態遷移の初期ステージより順次診断を進めすべての diagnosis d の集合 D を生成する。ここで $diagnosisd$ は故障部品のリスト $d = \{c \mid L0^c \vee L1^c \vee R0^c \vee R1^c \vee Y0^c \vee Y1^c\}$ で表されるが, 各ステージで生成された故障は, 他のステージの観測データ OBS_i と consistent である必要がある。このとき d は実現可能という

第一ステップ: 最小 CF を生成する。各 CF から, 要素を一つずつ選択して diagnosis の候補のリストを作る。

第二ステップ: リストにある diagnosis の候補 d 実現可能であることをテストするために, その候補のシステム

*Detecting Stuck-at Faults of A Logical Circuit Based on A Modelbased Diagnosis
Satoshi Hiratsuka, Akira Fusaoka
hira@muse.cs.ritsumei.ac.jp
Department of Computer Science, Ritsumeikan University
1-1-1 Nojihigashi, Kusatsu Shiga 525-8577 Japan

表 1: Abnormal literals

Ab literals	operation	Equivalent Logic		
		AND	OR	D-FF
-	Normal	$x_1 \wedge x_2$	$x_1 \vee x_2$	x'
L0	x_1 stuck at 0	0	x_2	-
R0	x_2 stuck at 0	0	x_1	-
L1	x_1 stuck at 1	x_2	1	-
R1	x_2 stuck at 1	x_1	1	-
Y0	Y stuck at 0	0	0	0
Y1	Y stuck at 1	1	1	1

変数に対応する SD のコンポーネントを FD で置き換えた SBN を作成する. このシステム記述を SD' とする. また Δ を d に相当する FD とする. つまり $\Delta = \{FD(\xi) \mid \xi \in d\}$ である.

SD' と Δ に関して三つのケースがある.

(1) $\Delta \cup OBS$ が矛盾を含む場合. たとえばゲートの出力が stuck-at 0 であるにも関わらず, OBS においては 0 と 1 をとっている場合.

(2) SD' が OBS と consistent である場合. このとき, 他の component が正常に動作するという条件のもとで d は diagnosis を構成する. もし d が diagnosis 集合 D において冗長でないならば, D に付け加える. このとき D の中で冗長とされた要素は除去される.

(3) $SD' \cup OBS$ が consistent でない場合. この場合, d は実現可能かもしれないが, 他に故障している可能性があり, それだけでは不十分な診断である. 元の診断操作を再帰的に行ない, $SD' \cup OBS$ を consistent にする diagnosis を探索する.

3-2. conflict set 生成

(1) conflict set 生成のルール

$F(x, y)$ を入力 x , 出力 y の組み合わせ回路とする. 任意の x' に対し, F が無故障の時の出力と一致する y の値をとるとき, y は正しいとする. 出力 y が正しいとき, 最小 CF は空である. 逆に出力 y が正しくないとき, 常に空でない最小 CF を有する.

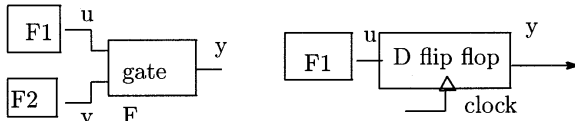


図: 回路記述

F が F_1, F_2 およびゲートで構成されているとしよう (図). 表 2 に示される 4 つのケースがあるが, ここで A, B はそれぞれ F_1, F_2 の CF を表す. たとえば, 表 2 の case1 は, F_1, F_2 ともに正しくない出力 0 をとり, ゲートが ANDgate のとき, F 自身の正しくない出力が 0 である. F の最小 CF は F_1, F_2 の CF から以下のように求められる.

F が $y = 0$ を生成する条件は, あらゆる $\alpha \in A, \beta \in B$ において,

$$\alpha \wedge \beta \wedge \bar{Y}1 \vee \alpha \wedge (\bar{Y}1 \vee \bar{L}1) \vee \beta \wedge (\bar{Y}1 \vee \bar{R}1) \vee Y0$$

この式から, case1 の場合の F の CF を求めることが

表 2: Decomposition of Conflict Set

case	u v				Incorrect y	
	00	01	10	11	AND	OR
1	AB	Aφ	φB	φφ	0	0
2	Aφ	AB	φφ	φB	1	0
3	φB	φφ	AB	Aφ	1	0
4	φφ	φB	Aφ	AB	1	1

case	u		Incorrect y
	0	1	
1	A	φ	0
2	φ	A	1

表 3: conflict sets for gates

$x_1 x_2$	AND gate		OR gate	
	Incorrect y	CF	Incorrect y	CF
00	1	Y_1	1	Y_1
01	1	$Y_1 \vee L_1$	0	$Y_0 \vee R_0$
10	1	$Y_1 \vee R_1$	0	$Y_0 \vee L_0$
11	0	Y_0	0	Y_0

できる.

ANDgate(the case1): $\bigcup_{\alpha \in A, \beta \in B} \{\alpha \vee \beta \vee Y0\}$

同様に, 他の case の CF を構築することができる.

ANDgate(the case2): $\bigcup_{\beta \in B} \{\beta \vee Y1 \vee R1\}$

ANDgate(the case3): $\bigcup_{\alpha \in A} \{\alpha \vee Y1 \vee R1\}$

Andgate(the case4): $\bigcup_{\alpha \in A, \beta \in B} \{\alpha \vee \beta \vee Y1\} \cup \{\alpha \vee Y1 \vee L1\} \cup \{\beta \vee Y1 \vee R1\}$

同様の手法で ORgate や D-flipflop の場合も CF を求めることができる.

(2) conflict set 生成のアルゴリズム

単一ゲートの場合の CF は表 3 に示す. これらの規則に従い, 入力側から CF を求め, これを高いレベルに順次拡大して CF を求めることができる.

4. むすび

SBN に対するモデルベース診断において, 生成される節の数を可能な限り小さくする手法を提案した. 実際のベンチマークにおける複雑性の研究が今後の課題である.

参考文献

- [1] Dressler, O., and Struss, P. 1996. The Consistency-based Approach to Automated Diagnosis of Devices, in *Principles of Knowledge Representation* edited by G. Brewka, 267-311, *CSLI Publications*.
- [2] Venkataraman, S., Haratanto, I. and Fuchs, W.K. 1996. Dynamic Diagnosis of Sequential Circuits Based on Stuck-at Faults, *Proc. of the VLSI Test Symposium*, 198-203.