

Komputerowo wspomagane wyznaczanie najtańszych 2-diagnozowalnych struktur typu PMC¹

Zbigniew ZIELIŃSKI

Zakład Teleinformatyki, Instytut Teleinformatyki i Automatyki,
Wojskowa Akademia Techniczna, ul. Kaliskiego 2, 00-908 Warszawa

STRESZCZENIE: W pracy przedstawiono procedurę wyznaczania quasi-najtańszych 2-diagnozowalnych struktur typu PMC. Procedura bazuje na wyznaczaniu zbioru kompletnych, nieredukowalnych testów o najmniejszym koszcie. Zaproponowano również (w ogólnym zarysie) sposób wyznaczania 2- optymalnych struktur rzędu większego niż 5 oraz wyznaczania najtańszych 2-diagnozowalnych struktur względem określonej struktury.

1. Wprowadzenie

Zwiększanie wiarygodności systemów komputerowych może być uzyskane na drodze stosowania (w tych systemach) efektywnych metod diagnozowania, a w szczególności, metod wykorzystujących rezultaty wzajemnego testowania się elementów systemu. Wnioskowanie o stanie niezawodnościowym systemu odbywa się w tym przypadku na podstawie wyników wszystkich możliwych testowań (opiniowanie diagnostyczne). Po zidentyfikowaniu wszystkich niezdatnych jednostek systemu może nastąpić jego rekonfiguracja (wyznaczenie nowego przydziału zadań dla jednostek przetwarzających) z uwzględnieniem aktualnego stanu niezawodnościowego systemu. Systemy zdolne do

¹ Referat wygłoszony na V Krajowej Konferencji Diagnostyka Techniczna Urządzeń i Systemów DIAG'2003, Ustroń 13-17.10.2003. Druk tekstu referatu za zgodą Komitetu Organizacyjnego konferencji.

wykonywania określonych w specyfikacji zadań, pomimo wystąpienia pewnych niezdatności, mają cechy *systemów tolerujących uszkodzenia*.

System zdolny do identyfikacji stanu niezawodnościowego swoich elementów nazywa się *systemem samodiagnozowalnym*.

Zgodnie z [12] pod pojęciem *struktura samodiagnozowalna typu PMC* rozumiemy, zarówno strukturę wzajemnego testowania się elementów systemu opisaną przez odpowiedni graf (*graf testowania*), *metodę* opiniowania diagnostycznego [8] posługiwania się wynikami poszczególnych testowań, jak i *model wnioskowania PMC* (Preparata F.P.; Metze G.; Chien R. T.) [13] (o stanie niezawodnościowym systemu) na podstawie wyników tych testowań. Grafem testowania $G (G = \langle E, U \rangle)$ jest (w tym przypadku) unigraf bez pętli, którego gałęzie są łukami, przy czym łuk (e', e'') oznacza, że element e' może testować element e'' .

Niech $d_{st} = 0$ oraz $d_{st} = 1$ oznacza, że element e_s , w wyniku testowania kontrolnego elementu e_t , opiniuje [ocenia] element e_t (odpowiednio) jako zdalny oraz jako niezdatny, a $n(e')$ oraz $n_0(e')$ - (odpowiednio) stan niezawodnościowy oraz stan zdalności elementu e' .

Dla modelu PMC przyjmuje się, że:

$$[n(e_s) = n_0(e_s)] \Rightarrow \left[d_{st} = \begin{cases} 0 & \text{dla } n(e_t) = n_0(e_t) \\ 1 & \text{dla } n(e_t) \neq n_0(e_t) \end{cases} \right] \quad (1)$$

oraz:

$$[n(e_s) \neq n_0(e_s)] \Rightarrow [d_{st} = x], (x \in \{0, 1\}) \quad (2)$$

Określenie. *Struktura m-diagnozowalna* oznacza taką strukturę, która zapewnia poprawną identyfikację wszystkich niezdatnych elementów systemu pod warunkiem, że jest ich nie więcej niż m . Taką strukturę częściową struktury pełnej (opisanej przez pełny graf testowania), która jest strukturą m -diagnozowalną o minimalnej liczbie użytych testowań, nazywa się strukturą *m- optymalną* rzędu $\|E\|$. Mówimy, że struktura m -diagnozowalna jest *strukturą nieredukowalną*, jeżeli żadna z jej struktur częściowych nie jest strukturą m -diagnozowalną, a nieredukowalną strukturę m -diagnozowalną, która nie jest strukturą m -optymalną, nazywamy *strukturą m-quasi-optymalną*.

Istotnym zagadnieniem występującym przy projektowaniu samodiagnozowalnych systemów o zwiększonej odporności na uszkodzenia jest właściwe zaprojektowanie struktury diagnostycznej. Dotyczy to zwłaszcza systemów wykorzystujących sieć komputerową o niejednorodnych węzłach

(w sensie funkcjonalnym), czy też strukturze komunikacyjnej o niejednorodnych liniach transmisji danych (różniących się przepustowością). Zależnie od specyfiki systemu struktura diagnostyczna winna umożliwiać minimalizację czasu wzajemnego testowania się elementów systemu, czy też minimalizację względnej zajętości przepustowości kanałów transmisyjnych komunikatami diagnostycznymi. W takich sytuacjach, koniecznym staje się uwzględnianie różnych uogólnionych kosztów wzajemnego testowania się elementów systemu.

Jeżeli przez $K(\langle e', e'' \rangle)$ ($0 < K(u) < \infty, u \in U$) oznaczymy uogólniony koszt testowania elementu e'' przez element e' , to graf opisany $G^* = \langle G; \{K(u) : u \in U\} \rangle$ możemy nazwać *ekonomicznym grafem testowania* [10], a wartość $K(G^*) = \sum_{u \in U} K(u)$ - uogólnionym kosztem tego grafu. Graf

częściowy G' grafu G^* , który jest takim m -diagnozowalnym grafem, że koszt $K(G')$ przyjmuje wartość minimalną, nazywamy najtańszym (względem G^*) grafem m -diagnozowalnym.

Formalnie najtańszy graf może być grafem o wielu składowych spójności, ale głównie poszukuje się metod wyznaczania spójnych, najtańszych grafów m -diagnozowalnych. Wyznaczanie struktury najtańszej jest z reguły (poza strukturą 1-diagnozowalną), zadaniem trudnym. W wielu zastosowaniach, wystarczającym jest wyznaczenie struktury *quasi-najtańszej* (której uogólniony koszt jest "bliższy" kosztowi struktury najtańszej).

Najtańsza struktura m -diagnozowalna jest, w większości przypadków, strukturą m -optymalną. Rozważać będziemy struktury wzajemnego testowania się elementów systemu z określonymi uogólnionymi kosztami testów.

Wyznaczanie najtańszej struktury 2-diagnozowalnej względem zadanej struktury określonego rzędu sprowadza się do wyznaczenia najtańszej nieredukowalnej struktury 2-diagnozowalnej względem tej struktury.

2. Wyznaczanie *quasi-najtańszej* struktury 2-diagnozowalnej

Niech $N^m = \{n_0, n_1, \dots, n_k\}$, ($1 \leq m \leq |E|$) oznacza zbiór takich stanów niezawodnościowych systemu, w których liczba niezdatnych elementów nie jest większa niż m . Jeżeli łuk $\langle e_i, e_j \rangle$ grafu G potraktujemy jako wymuszenie elementarne $u'_i (u'_i \in U)$, to u'_i jest testem względem pary stanów niezawodnościowych (n', n'') ($n', n'' \in N^m$) wtedy, gdy:

$$(d_{ij}(n') \neq x) \wedge (d_{ij}(n'') \neq x) \wedge (d_{ij}(n') \neq d_{ij}(n'')). \quad (3)$$

W ujęciu ogólnej teorii testów [8] wyznaczenie *quasi-najtańszej* struktury m -diagnozowalnej względem zadanej struktury można sprowadzić do wyznaczenia zbioru kompletnych testów nieredukowalnych $T_N^K[U, N^m]$ o najmniejszym koszcie. Test $T_N^K[U, N^m]$ jest nieredukowalnym testem kompletnym, jeżeli dowolny podzbiór jego wymuszeń elementarnych nie jest już testem kompletnym.

Oznaczmy przez $\Phi(N^m)$ zbiór wszystkich par stanów niezawodnościowych (n', n'') ($n', n'' \in N^m$), przez $T(n', n'')$ – zbiór testów względem (n', n'') . Jeżeli założymy, że $T_N^K[U, N^m] \neq \emptyset$, to nieredukowalny test kompletny (także nieredukowalny test kompletny o najniższym koszcie) można wyznaczyć w sposób iteracyjny. W kolejnym kroku k ($1 \leq k \leq p$) procedury wyznaczany jest zbiór $U_k^* = \{u'_k \in U_k \mid K(u'_k) = \min\}$ ($U_k \subseteq U$ – zbiór wymuszeń możliwych do wybrania w k -tym kroku procedury). Spośród $u'_k \in U_k^*$ wybierane jest wymuszenie $u_k^* \in U_k^*$, które jest *testem* względem największej liczby par stanów niezawodnościowych ze zbioru $\Phi_k(N^m)$, ($\Phi_k(N^m)$ – jest zbiorem par stanów niezawodnościowych, pozostałych do rozpatrzenia w kroku k).

Sposób wyznaczania $\Phi_k(N^m)$ oraz U_k przedstawiają zależności:

$$\Phi_k(N^m) = \begin{cases} \Phi(N^m) & \text{dla } k = 1 \\ \Phi_{k-1}(N^m) \setminus \{(n', n'') \in \Phi_{k-1}(N^m) : u_k^* \in T(n', n'')\} & \text{dla } k > 1 \end{cases} \quad (4)$$

$$U_k = \begin{cases} U & \text{dla } k = 1 \\ U_{k-1} \setminus \{u_k^*\} & \text{dla } k > 1 \end{cases} \quad (5)$$

Procedura kończy się w kroku p takim, że: $\{(n', n'') \in \Phi_p(N^m) : u_p \in T(n', n'')\} = \Phi_p(N^m)$.

Zbiór $U^* = \{u_1^*, u_2^*, \dots, u_p^*\}$ jest poszukiwanym przydziałem testów.

Opisana wyżej procedura wyznaczania suboptymalnego i nieredukowalnego testu kompletnego została zaimplementowana w pracy [14]. Aplikacja umożliwia wyznaczanie *quasi-najtańszych* struktur m -diagnozowalnych dla $m \leq 3$. W implementacji procedury wykorzystano dwie tablice:

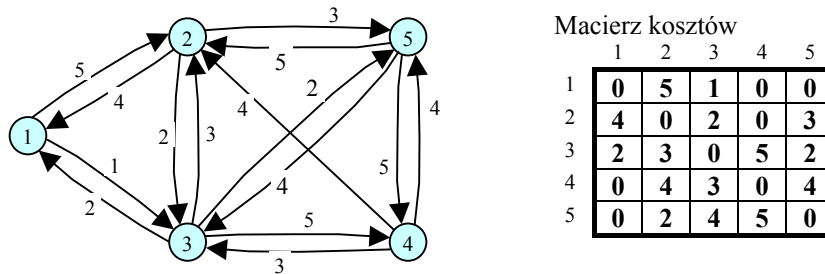
- tablica wzorcowych opinii diagnostycznych $D = [d_{ij}]$ o wymiarach $\|N^m\| \times \|U\|$,

- tablica testów pokrycia $P = [p((n', n''), u'_i)]$ (o wymiarach $\|\Phi(N^m)\| \times \|U\|$),
 $p((n', n''), u'_i) = 1 \rightarrow [u'_i \in T((n', n''))]$.

Należy dodać, że określony (i -ty) wiersz macierzy D zawiera podsześcian $d(n_i)$ ($n_i \in N^m$), $\|U\|$ -wymiarowego hipersześcianu binarnego. Można wykazać, że dla struktury 2-diagnozowalnej maksymalna liczba elementarnych operacji na hipersześcianach binarnych jest rzędu $O(r^4 \times t)$, gdzie $r = \|E\|$, a $t = \|U\|$.

Oprócz dużej złożoności obliczeniowej niekorzystną własnością tej procedury jest bardzo duże zapotrzebowanie na pamięć operacyjną dla tablic D i P dla $m > 2$.

Na rys. 1 przedstawiono przykładową 2-diagnozowalną strukturę diagnostyczną (dla interpretacji wyników testów zgodnej z modelem PMC) oraz macierz kosztów.

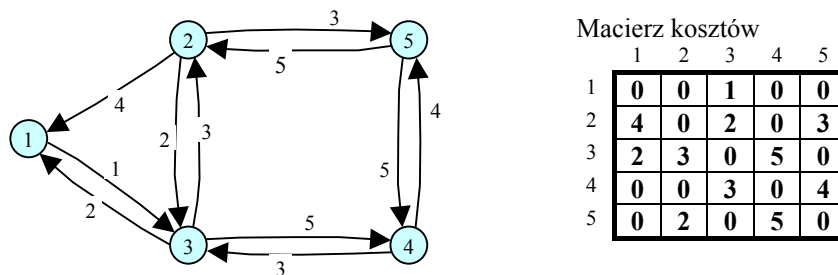


Rys. 1. Przykładowa struktura diagnostyczna i odpowiadająca jej macierz kosztów

W niektórych przypadkach rozwiązanie otrzymane zgodnie z powyższą procedurą nie jest testem nieredukowalnym, tzn. z wyznaczonego testu można usunąć jedno lub więcej wymuszeń i test pozostanie testem kompletnym. Przykładowo, zastosowanie omówionej wyżej procedury dla struktury diagnostycznej przedstawionej na rys.1 daje następujący zbiór testów: $\{(1,3)$ $(3,5)$ $(5,2)$ $(2,3)$ $(3,1)$ $(4,3)$ $(2,5)$ $(3,2)$ $(2,1)$ $(4,5)$ $(5,4)$ $(3,4)\}$ (w sumie 12 wymuszeń o łącznym koszcie uogólnionym = 36). Jednak po usunięciu ze struktury wymuszenia $(3,5)$, zaliczonego wcześniej do testu i ponownym przeprowadzeniu procedury okazuje się, że znaleziony test nieredukowalny ma postać: $\{(1,3)$ $(3,1)$ $(5,2)$ $(2,3)$ $(3,2)$ $(2,5)$ $(4,3)$ $(4,5)$ $(2,1)$ $(3,4)$ $(5,4)\}$, (liczność 11 i uogólniony koszt całkowity = 34). Wynikową *quasi-najtańszą* strukturę dla przykładu z rys. 1 przedstawia rys. 2.

Zatem przyjąć należy, że istnieje pewna rodzina struktur diagnostycznych, dla której można stosować wyżej opisaną procedurę pod warunkiem wykonania pewnych dodatkowych czynności. Niezbędny jest dodatkowy przebieg procedury, wykonujący sprawdzenie, czy określone wymuszenie $u' \in U^*$ może być usunięte ze zbioru U^* . Sprawdzenie takie można wykonać na ograniczonej do U^* tablicy testów pokrycia $P^* = [p((n', n''), u'_i)], (u'_i \in U^*)$. Liczba operacji wykonywanych w tym kroku procedury jest na ogół istotnie mniejsza.

Przedstawiona procedura ma charakter ogólny i może być wykorzystana również do wyznaczania quasi-najtańszych struktur typu BGM (Barsi F.; Grandoni F.; Maestrini P. [1]). W tym przypadku niezbędne jest tylko wyznaczenie tablicy wzorcowych opinii diagnostycznych zgodnie z przyjętą w modelu BGM interpretacją wyników testów.



Rys. 2. Wyznaczona quasi-najtańsza struktura 2-diagnozowalna względem struktury z rys.1

Z uwagi na bardzo dużą złożoność obliczeniową przedstawionej procedury oraz duże zapotrzebowanie na pamięć, a przede wszystkim, z uwagi na to, że w ogólnym przypadku procedura wyznaczania zbioru nieredukowalnych testów kompletnych nie zapewnia wyznaczenia struktury najtańszej, niezbędne jest poszukiwanie innych metod wyznaczania struktur najtańszych. Dalsze rozważania ograniczymy do struktur 2-diagnozowalnych.

3. Wyznaczanie najtańszych 2-diagnozowalnych struktur typu PMC

Poszukiwanie najtańszej struktury 2-diagnozowalnej typu PMC można ograniczyć do zbioru struktur 2-optimalnych, bowiem najtańsza struktura

2-diagnozowalna jest strukturą 2- optymalną. Wszystkie 2- optymalne struktury rzędu piątego zostały wyznaczone w [7], [8].

3.1. Wyznaczanie 2- optymalnych struktur opiniowania diagnostycznego

Procedura wyznaczania 2- optymalnej struktury opiera się na wyznaczeniu macierzy (M) przejść 2- optymalnego grafu opiniowania diagnostycznego typu PMC rzędu $R(G) > 5$.

Oznaczmy przez $m_{i\bullet}$ - sumę elementów i -tego wiersza macierzy M , a przez $m_{\bullet j}$ - sumę elementów należących do j -tej kolumny macierzy M . Niech I oznacza zbiór numerów wierszy (kolumn) macierzy M . Macierz M jest macierzą przejść 2- optymalnej silnie spójnej struktury (typu PMC) rzędu $r = R(G)$, jeżeli spełnione są następujące warunki:

$$m_{i\bullet} \geq 1 \quad (i \in I) \quad (6)$$

$$m_{\bullet j} = 2 \quad (j \in I) \quad (7)$$

$$\forall I' \subset I (\|I'\| = r - 3) : \|\{j \in I \setminus I' : m_{i_j} \neq 0 \wedge i_1 \in I'\}\| \geq 2. \quad (8)$$

Każdy maksymalny (w sensie własnym) podzbiór macierzy, spełniających warunki (6) – (8), w którym nie ma macierzy izomorficznych, wyznacza poszukiwany zbiór silnie spójnych struktur 2- optymalnych rzędu r .

Macierze M i M' są izomorficzne ($M \equiv M'$), jeżeli istnieje permutacja f , ($f : I \rightarrow I$) taka, że:

$$(\forall i_1, i_2 \in I : m_{i_1, i_2} = 1) : m'_{f(i_1), f(i_2)} = 1$$

Jeżeli warunek (6) sformułowany zostanie jako $m_{i\bullet} \geq 0 \quad (i \in I)$, to w efekcie warunki (6) – (8) określają 2- optymalne struktury, ale niekoniecznie silnie spójne.

Zasadniczym problemem jest tu złożoność obliczeniowa algorytmu, wynikająca z konieczności sprawdzenia, czy wyznaczona macierz binarna M nie jest izomorficzna z każdą z macierzy M' , należącą do zbioru już wyznaczonych (na danym etapie algorytmu) macierzy.

Aby zmniejszyć złożoność obliczeniową algorytmu, wynikającą z badania izomorfizmu struktur, należy podzielić rodzinę wyznaczanych struktur na pewne klasy, charakteryzujące się pewnymi stałymi cechami, które nazywać będziemy

niezmiennikami struktur. Dla struktur 2- optymalnych niezmiennikami mogą być [8]:

- grupy cykli elementarnych,
- multizbiory stopni wyjściowych węzłów grafu G .

Cyklem elementarnym [8] nazywa się podgraf $\langle \{e', e''\} \rangle G$ grafu G , taki, że $e'' \in \Gamma(e')$ i $e' \in \Gamma(e'')$. Niech $C(G)$ oraz $E(C(G))$ i $U(C(G))$ oznaczają, (odpowiednio) zbiór cykli elementarnych grafu G oraz zbiór węzłów i łuków wszystkich cykli elementarnych tego grafu. Przez $S(\langle U(C(G)) \rangle G')$ oraz $E(s)$ oznaczymy (odpowiednio) - zbiór składowych spójności oraz zbiór węzłów składowej spójności s ($s \in S(\langle U(C(G)) \rangle G')$ grafu częściowego $\langle U(C(G)) \rangle G'$ podgrafu $G' = \langle E(C(G)) \rangle G$.

Grupą cykli elementarnych [8] 2-diagnozowalnego (dla modelu PMC) grafu G , ($C(G) \neq \emptyset$) rzędu r nazywamy p -wymiarowy ($p = \|S(\langle U(C(G)) \rangle G')\|$, $G' = \langle E(C(G)) \rangle G$) wektor K , ($K = (K_1, \dots, K_p)$) taki, że: $(p > 1) \rightarrow (K_i \leq K_{i-1})$, $(2 \leq i \leq p)$ oraz $K_j = \|C(s)\|$, ($1 \leq j \leq p$), $C(s)$ – zbiór cykli elementarnych składowej spójności s , $s \in S(\langle U(C(G)) \rangle G')$.

Procedura wyznaczania struktur 2- optymalnych określonego rzędu przeprowadzana jest oddzielnie dla każdej klasy (wyznaczonej niezmiennikiem struktury). Również badanie izomorficzności struktur ogranicza się tylko do struktur charakteryzujących się tym samym niezmiennikiem. Należy zaznaczyć, że zbiór permutacji, względem, których niezbędne jest badanie izomorfizmu struktur, można ograniczyć tylko do tych permutacji, które zachowują niezmiennik struktury.

Niech K_r^2 oznacza zbiór wszystkich możliwych grup cykli elementarnych 2- optymalnego grafu rzędu r . Wiadomo [7], [8] że:

$$K_5^2 = \{(\emptyset), (1), (1,1), (2), (2,1), (3), (4), (5)\}.$$

Można wykazać, że dla grafu rzędu szóstego ($r=6$) otrzymamy:

$$K_6^2 = \{(\emptyset), (1), (1,1), (1,1,1), (2), (2,1), (2,2), (3), (3,1), (4), (5), (6)\}.$$

W przypadku grafów rzędu r większego niż 5 niektóre grupy cykli elementarnych nie są jednoznacznym niezmiennikiem struktury i należy je podzielić na podgrupy, na przykład, taki niejednoznaczny podział mamy w przypadku grafu rzędu szóstego dla grupy (1,1).

Przedstawimy teraz procedurę wyznaczania struktur 2- optymalnych na przykładzie struktur rzędu 6. Założymy, że niezmiennikiem wyznaczonej klasy

struktur jest grupa cykli elementarnych (3,1). Procedura w dużym uproszczeniu składa się z 4 kroków:

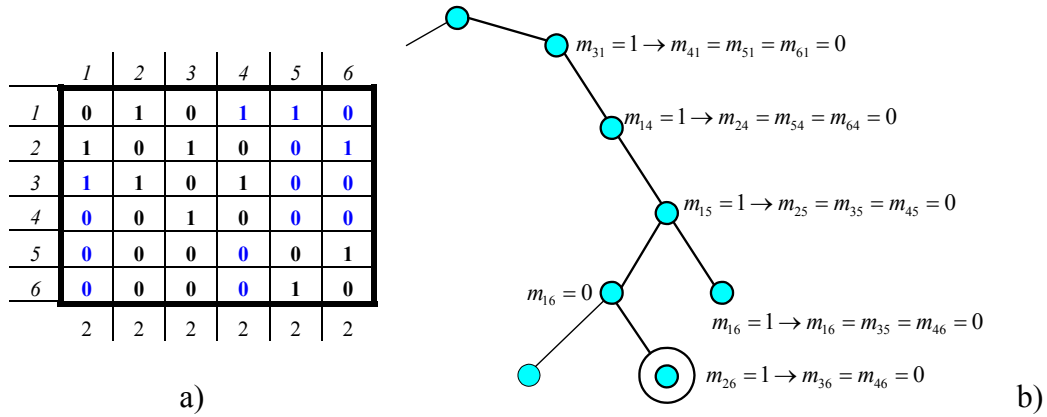
1. Elementom macierzy $M = [m_{ij}]$ ($i, j \in I, I = \overline{1,6}$) przypisywane są wartości zgodnie z następującymi zasadami:
 - a) $m_{ii} = 0$ ($i \in I$),
 - b) wyznaczane są 3 pary: $(i_1, j_1)(i_2, j_2)(i_3, j_3)(i_1, j_1, i_2, j_2, i_3, j_3 \in I) \wedge (i_{i_1} \neq j_{i_1})$, takie że jeżeli $m_{i_1 j_1} = 1 \rightarrow m_{j_1 i_1} = 1$ oraz stanowiące jedną składową spójności,
 - c) wyznaczamy także jedną parę (i, j) ($i, j \in I) \wedge (i \neq j)$, taką że jeżeli $m_{ij} = 1 \rightarrow m_{ji} = 1$ oraz taką, że i, j nie są węzłami sąsiednimi dla węzłów określonych w punkcie b),
 - d) wypełniany jest częściowo określony kwadrat łaciński (rys. 3), w taki sposób, że jeżeli suma elementów kolumny j $m_{\bullet j} = 2$ ($j \in I$), to pozostałym, jeszcze nie określonym elementom kolumny j przypisujemy wartość 0.
2. W systematyczny sposób przypisywane są wartości pozostałym elementom m_{ij} . Równocześnie budowane jest binarne drzewo decyzyjne (rys. 4). Każda bezpośrednio przypisana wartość stanowi węzeł tego drzewa. Jeżeli elementowi m_{ij} przypisujemy wartość 1, to w przypadku, gdy $m_{\bullet j} = 2$ ($j \in I$), pozostałym jeszcze nieokreślonym elementom przypisujemy wartość 0.

	1	2	3	4	5	6
1	0	1	0			
2	1	0	1			
3		1	0	1		
4		0	1	0		
5		0	0		0	1
6		0	0		1	0
	2	2	2	2	2	2

Rys. 3. Częściowo określony kwadrat łaciński dla grupy cykli elementarnych (3,1)

3. Jeżeli wszystkim elementom m_{ij} ($i, j \in I$) zostały przypisane wartości, następuje sprawdzenie warunku podanego w zależności (8), w tym przypadku, przyjmie on postać następującą:

- a) $\forall I' \subset I (\|I'\|=3) : \|\{j \in I \setminus I' : m_{i,j} \neq 0 \wedge i_1 \in I'\}\| \geq 2$,
- b) jeżeli warunek powyższy jest spełniony wyznaczona macierz M jest macierzą 2- optymalnej struktury typu PMC.
4. W ostatnim kroku należy sprawdzić, czy macierz M jest macierzą izomorficzną względem zbioru już wyznaczonych macierzy \mathfrak{M} (początkowo $\mathfrak{M} = \emptyset$).



Rys. 4. Ilustracja sposobu wypełniania macierzy M (a) oraz odpowiadające jej binarne drzewo decyzyjne (b)

3.2. Wyznaczanie najtańszych 2-diagnozowalnych struktur względem określonej struktury

Z [8], [12] wiadomo, że spójna, optymalna struktura opiniowania diagnostycznego dla modelu PMC ma dokładnie jedną składową silnej spójności. Można wykazać również, że każda spójna 2-optymalna struktura typu PMC (określona grafem testowania $G (G = \langle E, U \rangle)$) zawiera dokładnie jeden silnie spójny, 2-optymalny podgraf G' rzędu $r = R(G')$ ($5 \leq r \leq R(G)$), gdzie $R(G)$ jest rzędem grafu G . Jeżeli podgraf $\langle E \setminus \{e'\} \rangle_G$ spójnego grafu G jest m -diagnozowalnym grafem opiniowania diagnostycznego oraz $\|\Gamma^{-1}(e')\| \geq m$, to graf G również jest m -diagnozowalnym grafem opiniowania diagnostycznego typu PMC.

Powyższe własności można wykorzystać do skonstruowania metody wyznaczania struktur najtańszych (względem określonej struktury). Problem sformułujemy następująco, dla określonej przez graf $G^* = \langle G; \{K(u) : u \in U\} \rangle$

struktury typu PMC należy wyznaczyć taki graf częściowy $G' = \langle E, U'(U' \subset U) \rangle$ grafu G^* , że uogólniony koszt $K(G') = \sum_{u \in U'} K(u)$ przyjmuje wartość minimalną.

Do rozwiązania sformułowanego problemu można zastosować metodę dekompozycji i kompozycji grafów. W ogólnym zarysie polega ona na znalezieniu 2- optymalnych struktur (podgrafów) G'_i rzędu $R(G'_i)$ ($5 \leq R(G'_i) \leq R(G)$), na bazie każdego, z których, można wyznaczyć nadgraf \bar{G}'_i (o minimalnym koszcie) grafu G'_i w grafie G . Kompozycje grafów G'_i i nadgrafów \bar{G}'_i wyznaczają zbiór struktur, spośród których należy wyznaczyć strukturę najtańszą.

4. Podsumowanie

Przedstawiona w pracy procedura wyznaczania *quasi*-najtańszej struktury 2-diagnozowalnej została przebadana w praktycznie. Nie daje ona gwarancji wyznaczenia struktury najtańszej, a jej praktyczne zastosowanie ogranicza się do systemów o niezbyt dużej liczbie elementów.

Opracowanie procedur wyznaczania struktur m -optymalnych rzędu większego niż 5 jest zadaniem dość złożonym dla m niemniejszego niż 2. Należy poszukiwać metod zmniejszających złożoność obliczeniową procedur, wynikającą z konieczności badania izomorfizmu struktur. Kluczem do rozwiązania tego zadania może być podział struktur na pewne klasy, charakteryzujące się stałymi, niezmiennymi cechami. Jako przykład takich cech dla struktur 2-optymalnych rozważono grupy cykli elementarnych.

Znajomość struktur 2-optymalnych może być wykorzystana do wyznaczania struktur najtańszych względem określonej struktury.

Literatura

- [1] Barsi F., Grandoni F., Maestrini P.: *A Theory of Diagnosability of Digital Systems*, IEEE Trans. on Comput. 6, 1976, pp. 585-593.
- [2] Dahbura A. T., Masson G. M., CH. L. Yang: *Self-Implicating Structures for Diagnosable Systems*, IEEE Trans. on Computers, 8, 1985, pp. 718-723.
- [3] Hakimi S. L., Amin A. T.: *Characterization of Connection Assignment of Diagnosable Systems*, IEEE Trans. on Computers, 1, 1974, pp. 86-88.

- [4] Hosseini S. H., Kuhl J. G., Reddy S. M.: *On Self-fault diagnosis of the distributed systems*. IEEE Trans, Computers, vol. 37, pp. 248-251, Feb. 1988.
- [5] Krawczyk H.: *Analiza i synteza samodiagnozowalnych systemów komputerowych*, Zeszyty Naukowe Politechniki Gdańskiej, Elektronika nr 64, Gdańsk, 1987.
- [6] Kulesza R.: *Niektóre własności grafów opiniowania diagnostycznego*, Krajowy Kongres Metrologii, Gdańsk'98, 1998, tom 5, s. 81-88.
- [7] Kulesza R., Wach A.K.: *The Determination of a 2-optimal Digraphs Set for a One-Step Diagnosis of System*, 9th IMECO TC-10, International Conference on Technical Diagnostics, 22-24 September 1999, Wrocław, Poland, pp. 153-158.
- [8] Kulesza R.: *Podstawy diagnostyki sieci logicznych i komputerowych*, Instytut Automatyki i Robotyki, Wydział Cybernetyki Wojskowej Akademii Technicznej, Warszawa, 2000, s. 222.
- [9] Kulesza R.: *Metoda przeliczania 1-optymalnych struktur opiniowania diagnostycznego*, Biuletyn Instytutu Automatyki i Robotyki, Wojskowa Akademia Techniczna, Warszawa, 2001, nr.16, s.19-34.
- [10] Kulesza R.: *Metody wyznaczania najtańszych 1-diagnozowalnych struktur opiniowania diagnostycznego*, Biuletyn Instytutu Automatyki i Robotyki, Wojskowa Akademia Techniczna, Warszawa, 2002, nr.17, s.3-24.
- [11] Kulesza R.: *Niektóre własności 1-diagnozowalnych struktur typu PMC*, Biuletyn Instytutu Automatyki i Robotyki, Wojskowa Akademia Techniczna, Warszawa, nr 18 s.3-18.
- [12] Kulesza R.: *Struktury samodiagnozowalne w systemach cyfrowych*, Materiały Krajowej Konferencji DIAG' 2003.
- [13] Preparata F. P., Metze G., Chien R. T.: *On the Connection Assignment Problem of Diagnosable Systems*, IEEE Trans. Comput. 6, 1967, pp. 848-854.
- [14] Trubas K.: *Symulacyjny pakiet programowy procesu diagnozowania sieci komputerowej dla celów dydaktycznych*, Praca dyplomowa magisterska, WAT, Warszawa, 2003, s.106.

Referat wygłoszony na V Krajowej Konferencji Diagnostyka Techniczna Urządzeń i Systemów DIAG'2003, Ustroń 13 – 17.10.2003r

Praca wpłynęła do redakcji: 20.10.2003r.