

WERYFIKACJA UKŁADÓW STEROWANIA BINARNEGO

Agnieszka Węgrzyn

**Instytut Informatyki i Elektroniki, Uniwersytet Zielonogórski
65-246 Zielona Góra, ul. Podgórna 50**

e-mail: A.Wegrzyn@iie.uz.zgora.pl

STRESZCZENIE

W artykule przedstawiono sposób weryfikacji układów sterowania binarnego opisanych sieciami Petriego. Zaprezentowana metoda bazuje na symbolicznym przetwarzaniu danych oraz teorii grafów. Metoda bada strukturalne własności sieci odzwierciedlone w postaci formuły Horna. W wyniku otrzymywana jest informacja o niezamierzonych defektach algorytmu sterowania procesem binarnym.

1. WPROWADZENIE

Układy sterowania binarnego można opisywać z wykorzystaniem różnych metod modelowania, np. języki opisu sprzętu (HDL), grafy stanów, sieci działań, diagramy przejść, itp. Jednakże, ze względu na możliwość łatwej reprezentacji współbieżności oraz ze względu na dobrze zdefiniowane pojęcia, sieci Petriego najlepiej nadają się do modelowania układów sterowania dyskretnego [1,2]. Opisanie za ich pomocą działania układu sterującego sekwencją czynności, wykonywanych współbieżnie jest znacznie prostsze, niż opis funkcjonowania tego samego układu za pomocą innych metod. Ponadto teoria sieci obejmuje bogaty zestaw algorytmów badających wybrane ich właściwości takie, jak: żywotność i ograniczoność, które znalazły zastosowania w różnych dziedzinach techniki. W odniesieniu do projektowania systemów cyfrowych, analiza formalna sieci Petriego pozwala wykryć szereg niezamierzonych defektów realizowanego algorytmu sterowania. Przykładowo, żywotność sieci zapewnia, że w układzie zamodelowanym siecią, nie występują zagnieżdżenia i zapętlenia. Jeżeli sieć, opisująca układ sterowania, nie jest żywa, to może nastąpić częściowe lub całkowite unieruchomienie modelowanego systemu. Natomiast ograniczoność sieci określa, że każda operacja układu zakończy się przed jej powtórnią inicjalizacją.

Istnieje wiele algorytmów badania własności sieci Petriego, jednakże większość z nich daje odpowiedź, czy zamodelowana sieć spełnia, czy też nie, pewne własności. W przypadku analizy modeli opisujących sterowniki logiczne, ważnym elementem jest podanie, w którym miejscu sieci wystąpił defekt, aby w łatwy sposób go zlokalizować i usunąć.

2. WYBRANE WŁASNOŚCI SIECI PETRIEGO

Analiza sieci Petriego może zostać sprowadzona do badania pewnych własności sieci na przykład żywotności [7]. Żywotność sieci jest ściśle związana z występowaniem blokad w sieci. Własność tą można określić jako możliwość utrzymania żywego znakowania sieci, czyli dla każdej tranzycji można z każdego znakowania osiągalnego dojść do takiego znakowania, w którym ta tranzycja będzie mogła zostać zrealizowana. Żywotność sieci można analizować pod kątem występowania blokad i pułapek oraz badania zależności między nimi (własności Commoner'a i Hack'a) [4].

2.1. Żywotność sieci

Żywotność sieci jest ściśle związana z występowaniem blokad w sieci [3,7,8]. Własność tą można określić jako możliwość utrzymania żywego znakowania sieci, czyli dla każdej tranzycji można z każdego znakowania osiągalnego dojść do takiego znakowania, w którym ta tranzycja będzie mogła zostać zrealizowana. Żywotność sieci można analizować pod kątem występowania blokad i pułapek oraz badania zależności między nimi (własności Commoner'a i Hack'a) [4].

Żywotności sieci Petriego można podzielić na trzy poziomy:

- żywotność strukturalna;
- żywotność dynamiczna;
- żywotność sieci interpretowanej.

Na poziomie pierwszym analizowana jest sieć bez interpretacji i znakowania. Metody analizy takiej sieci są znacznie szybsze od metod analizy sieci ze znakowaniem. Jednakże w niektórych przypadkach defekt układu zamodelowanego siecią zależy od tego, który stan jest stanem początkowym, czyli od znakowania początkowego. W przypadku stwierdzenia, że układ opisany siecią został zamodelowany poprawnie, nie można zapewnić, że po dodaniu znakowania układ zamodelowany siecią również będzie działać poprawnie.

Na drugim poziomie weryfikowana jest sieć ze znakowaniem. Metody analizy takiej sieci dają odpowiedź na pytanie, czy przy zadanym znakowaniu sieć jest poprawnie skonstruowana. Złożoność obliczeniowa tego typu metod jest większa, niż metod badania żywotności strukturalnej sieci. Za pomocą tych metod można analizować również sieci z łukami zabraniającymi i zezwalającymi, które można traktować jako dodatkowe warunki przejść dla tranzycji.

Na trzecim poziomie analizowana jest sieć interpretowana, jednakże metody te są bardzo skomplikowane, a złożoność obliczeniowa może być bardzo duża.

2.2. Ograniczoność sieci

Ograniczoność sieci Petriego jest własnością, która podobnie jak żywotność, zależy od występowania blokad i pułapek w sieci [3,7,8].

Dana jest sieci Petriego $PN = (P, T; F, K, W, M_0)$:

1. Miejsce $p \in P$ jest n -ograniczone ($n \in \mathbb{N}$) wtedy i tylko wtedy, gdy:
$$\forall M \in [M_0]: M(p) \leq n$$
2. Sieć PN jest n -ograniczona ($n \in \mathbb{N}$) wtedy i tylko wtedy, gdy $\forall p \in P$: p jest n -ograniczone.
3. Sieć PN jest ograniczona wtedy i tylko wtedy, gdy $\exists n \in \mathbb{N}$: PN jest n -ograniczona.
4. Sieć PN nazywamy bezpieczną, gdy jest 1-ograniczona.
5. Sieć PN nazywamy strukturalnie ograniczoną wtedy i tylko wtedy, gdy sieć PN jest ograniczona dla dowolnego znakowania początkowego.

3. ANALIZA UKŁADÓW STEROWANIA Z WYKORZYSTANIEM SIECI PETRIEGO

W rozdziale tym przedstawiony zostanie algorytm analizy sieci Petriego bazujący na wyznaczaniu blokad i pułapek oraz badaniu zależności pomiędzy blokadami i pułapkami.

3.1. Algorytm wyznaczania blokad i pułapek

Wyznaczanie wszystkich blokad i pułapek w sieci opisującej układ sterowania, pozwala na zlokalizowanie tych fragmentów sieci, w których występują defekty z punktu widzenia poprawnego przepływu sterowania w sterownikach logicznych.

Metoda opisana w tym rozdziale bazuje na algebrze Boole'a i symbolicznym przetwarzaniu danych [10]. Z wykorzystaniem tej metody można sprawdzić strukturalne własności sieci Petriego. Większość metod analizuje modele płaskie sieci. Natomiast usunięcie tych fragmentów sieci (poprzez zastąpienie ich makromiejscem, bądź makrotranzycją), które nie wpływają na proces analizy, może w znacznym stopniu przyspieszyć ten proces, dlatego zastosowano redukcję sieci [10].

Topologiczna struktura sieci przedstawiona jest w postaci formuł Horna. W literaturze znane są również inne sposoby zapisu struktury sieci w postaci równań, jednakże większość z nich jest znacznie rozbudowana w stosunku do struktury sieci. W celu otrzymania rozwiązań, należy otrzymane równanie sprowadzić do postaci dysjunkcji. Rozwiązanie równania daje odpowiedź, czy sieć opisana danym równaniem spełnia określone własności, czyli w rozpatrywanym przypadku, czy zawiera blokady i pułapki. Rozwiązywanie formuł Horna polega na znalezieniu takich podstawień **0** lub **1** dla każdego literału z formuły, w taki sposób, że każda klauzula danej formuły będzie miała wartość **1**, oraz formuła będzie miała wartość **1**. Na podstawie wyrażeń przedstawionych w postaci koniunkcyjnej otrzymywane jest wyrażenie w postaci dysjunkcyjnej. Zaletą tego algorytmu jest liniowa zajętość pamięci [9]. W celu wyznaczenia rozwiązań dla formuł Horna, wykorzystywany jest algorytm Thelena-

Mathonego [5,9]. Algorytm ten jest symboliczną metodą otrzymywania implikantów prostych. Nie są wykonywane tutaj algebraiczne mnożenia, a tworzone i przeszukiwane jest jedynie drzewo, zgodnie z dobrze znanym algorytmem przeszukiwania grafu włąb – DFS. Opracowany algorytm polega na wyznaczaniu wszystkich blokad i pułapek dla podanej sieci Petriego. Ponieważ ich liczba może być bardzo duża, pierwszym zalecanym etapem algorytmu jest przygotowanie zredukowanej sieci Petriego, czyli usunięcie tych fragmentów sieci, które nie mają wpływu na jej żywotność [10]. Następnie sieć Petriego przedstawiana jest w postaci dwóch formuł Horna (jedna opisująca blokady oraz druga opisująca pułapki). Kolejnym krokiem w proponowanym algorytmie jest przygotowanie drzewa Thelena wyznaczającego wszystkie rozwiązania dla podanej formuły Horna. Na podstawie drzewa otrzymywane są wszystkie blokady i pułapki.

3.2. Badanie żywotności

Po wyznaczeniu rozwiązań dla formuł Horna opisujących blokady i pułapki, należy sprawdzić, zgodnie z własnością Commoner'a [4], czy każda wyznaczona blokada zawiera oznakowaną pułapkę. Każda blokada zawiera blokadę minimalną bądź jest blokadą minimalną. Stąd wynika własność, że jeżeli każda minimalna blokada zawiera oznakowaną pułapkę, to każda blokada zawiera oznakowaną pułapkę. Dlatego, aby sprawdzić żywotność sieci Petriego wystarczy sprawdzić jedynie minimalne blokady, gdyż są one zawarte w każdej innej blokadzie. Podobnie jest w przypadku pułapek, wystarczy sprawdzenie zawierania się minimalnych pułapek, gdyż jeżeli blokada zawiera nieminimalne pułapki, to tym samym zawiera minimalne. Z powyższych rozważań wynika własność, że aby sprawdzić żywotność sieci Petriego z klasy FC i EFC, należy rozpatrywać zawieranie się minimalnych pułapek oznakowanych w znakowaniu początkowym w minimalnych blokadach. Należy tu zwrócić uwagę, że z wykorzystaniem takiej własności można badać tylko sieci spójne. Takie podejście jest wystarczające w przypadku sieci modelujących układy sterowania, a znacznie przyspiesza analizę sieci.

W pierwszym kroku należy przeanalizować, czy każda blokada jest oznakowana w znakowaniu początkowym. Jeżeli, któraś z blokad nie jest oznakowana, oznacza to, że sieć nie jest żywa. Wynika to z faktu, że aby sieć była żywa, to każda blokada musi zawierać oznakowaną pułapkę, co wiąże się z tym, że każda blokada również musi być oznakowana. Kolejnym krokiem jest sprawdzenie, czy każda minimalna blokada zawiera minimalną oznakowaną pułapkę. Jeżeli znajdzie się choć jedna blokada, która nie zawiera takiej pułapki, oznacza to, że sieć Petriego opisana takimi formułami Horna jest nieżywa, w przeciwnym przypadku badana sieć jest żywa.

3.3. Badanie ograniczoności

Wykorzystując algorytm wyznaczania wszystkich blokad i pułapek w sieci Petriego opisanych formułami Horna, można określić, czy badana sieć jest ograniczona. Podzbiory

miejsc, które spełniają w tym samym czasie równania Horna opisujące zarówno blokady jak i pułapki, związane są z P-niezmiennikami [6]. P-niezmienniki otrzymywane mogą być w dwojaki sposób [6]:

- należy porównać otrzymane zbiory miejsc określające blokady i pułapki; jeżeli dwa takie zbiory odpowiadają sobie jeden do jednego, wówczas zbiór ten może odpowiadać P-niezmiennikowi,
- należy wyznaczyć formułę Horna, składającą się zawsze z formuły opisującej blokady jak i z formuły opisującej pułapki. Następnie taką formułę przyrównać do 1 i rozwiązać, a otrzymane wyniki mogą odpowiadać P-niezmiennikom.

Aby stwierdzić, które z rozwiązań są P-niezmiennikami, należy każdy wektor wymnożyć przez macierz incydencji. Jeżeli wynikiem będzie wektor zerowy, wówczas badany wektor jest P-niezmiennikiem [8]. Kolejnym krokiem jest sprawdzenie, czy wyznaczone P-niezmienniki pokrywają całą sieć. W przypadku pokrycia całej sieci można stwierdzić, że jest ona ograniczona. W przeciwnym przypadku nie można stwierdzić, że sieć nie jest ograniczona [8].

4. ZASTOSOWANIE ALGORYTMU WYZNACZANIA BLOKAD I PUŁAPEK

Na podstawie algorytmu opisanego w poprzednim rozdziale, generowane są P-niezmienniki sieci. Na ich podstawie można dokonać dekompozycji sieci Petriego na składowe automatowe [2]. W tym celu należy pokolorować każdy z automatów oddzielnym kolorem [2]. Liczba kolorów, jakimi należy pokolorować sieć zależy od liczby wyznaczonych P-niezmienników sieci. W przypadku kolorowania sieci hierarchicznej nie można przewidzieć liczby gałęzi równoległych, które zostały zredukowane w trakcie tworzenia sieci hierarchicznej. W związku z tym liczba kolorów dla sieci płaskiej nie wynika jednoznacznie z liczby P-niezmienników dla sieci hierarchicznej. Zależy natomiast od liczby równoległych gałęzi w sieci płaskiej [2,10].

5. PODSUMOWANIE

Stosując proponowaną metodę, za pośrednictwem badania strukturalnych własności sieci odzwierciedlonych w postaci formuły Horna, uzyskuje się informację o niezamierzonych defektach algorytmu sterowania procesem binarnym. Defekty przejawiające się w topologicznej strukturze sieci polegają na braku jej żywotności oraz wielokrotnym oznakowaniu tego samego miejsca (braku 1-ograniczoności, czyli bezpieczeństwa sieci).

Zasadniczą część metody analizy bazuje na algebrze Boole'a i symbolicznym przetwarzaniu danych. Ponieważ analizowana jest zredukowana sieć Petriego, abstrahowane zostają te podsieci, które nie mają wpływu na proces analizy lub nie są istotne na rozpatrywanym etapie

projektu. Wartościowania spełniające złożoną formułę klauzulową Horna określają pułapki i blokady występujące w badanej sieci. W przypadku badania żywotności bada się zależności pomiędzy blokadami i pułapkami, co zgodnie z dotychczasowym stanem wiedzy zawęża klasę analizowanych sieci, do AC i NSC [6]. Dodatkowo wyznaczone P-niezmienniki wykorzystywane są między innymi do dekompozycji sieci na składowe automatowe i kodowania miejsc sieci [2].

Proponowana metoda może również znaleźć zastosowanie w przemysłowych systemach bazujących na specyfikacji w języku graficznym SFC (Sequential Function Chart, norma IEC-1131-3) [11].

Aktualnie trwają prace nad zoptymalizowaniem algorytmu wyznaczania blokad i pułapek w celu przyspieszenia generowania implikantów prostych. W tym celu zdecydowano się na rozproszenie algorytmu, jednakże prac jeszcze nie ukończono, ale otrzymywane wyniki są obiecujące.

Literatura

- [1] M. Adamski, M. Chodań: *Modelowanie układów sterowania dyskretnego z wykorzystaniem sieci SFC*, Wydawnictwo Politechniki Zielonogórskiej, Zielona Góra, 2000
- [2] Z. Banaszak, J. Kuś, M. Adamski: *Sieci Petriego. Modelowanie, Sterowanie i Synteza Systemów Dyskretnych*, Wydawnictwo Wyższej Szkoły Inżynierskiej, Zielona Góra, 1993
- [3] E. Best, C. Fernandez: *Notations and Terminology on Petri Net Theory*, Petri Net Newsletter, ss.21-46, 23.04.1986
- [4] F. Commoner: *Deadlocks in Petri nets*, Applied Data Res. Inc, Wakefield, 1972
- [5] H.J. Mathony: *Universal logic design algorithm and its application the synthesis of two-level switching circuits*, IEE Proceedings, Vol.136, Pt.E, No.3, 1989
- [6] M. Minoux, K. Barkaoui: *Deadlocks and traps in Petri nets as a Horn-satisfiability solutions and some related polynomially solvable problems*, Discrete Applied Mathematics, Elsevier Science Publishers (North Holland), Vol.29, 1990, pp.195-210
- [7] T. Murata: *Petri Nets: Properties, Analysis and Applications*, Proceedings of the IEEE, Vol.77, No.4, ss.541-580, April 1989
- [8] W. Reisig: *Sieci Petriego. Wprowadzenie*, Wydawnictwa Naukowo-Techniczne, Warszawa, 1988
- [9] B. Thelen: *Investigations of algorithms for computer-aided logic design of digital circuits*, (język niemiecki), PhD dissertation, ITIV, Univ. of Karlsruhe, 1988
- [10] A. Węgrzyn: *Symboliczna analiza układów sterowania binarnego z wykorzystaniem wybranych metod analizy sieci Petriego*, Rozprawa doktorska, Politechnika Warszawska, Warszawa, 2002
- [11] International Electrotechnical Commission: *International standard IEC 1131-3, Programmable Controllers, Part 3: Programming Languages*, Geneva, 1992