

Marek IWANIAK, Włodzimierz KHADZHYNOV
Politechnika Koszalińska, Wydział Elektroniki i Informatyki

ODWZOROWANIE DZIAŁANIA PROTOKOŁU DWUFAZOWEGO ZATWIERDZANIA Z WIELOMA UCZESTNIKAMI ZA POMOCĄ KOLOROWANEJ SIECI PETRIEGO

Streszczenie. W artykule przedstawiono wykorzystanie kolorowanej sieci Petriego do przedstawienia modelu i symulacji działania protokołu 2PC z wieloma uczestnikami (ang. *Two-phase commit*), czyli protokołu dwufazowego zatwierdzenia. Wprowadzono podstawowe pojęcia dotyczące kolorowanych sieci Petriego. Opisano działanie protokołu dwufazowego zatwierdzenia. Zaprezentowano model odwzorowujący działanie protokołu 2PC dla więcej niż jednego uczestnika. Za pomocą odpowiedniego doboru znakowań początkowych przeprowadzono analizę osiągalnych rozwiązań dla różnych sytuacji, które mogą zaistnieć w trakcie realizacji transakcji rozproszonej z wykorzystaniem protokołu 2PC.

Słowa kluczowe: kolorowana sieć Petriego, transakcje rozproszone, protokół dwufazowego zatwierdzenia, 2PC

REPRODUCTION OF TWO-PHASE COMMIT PROTOCOL WITH MULTIPLE PARTICIPANTS WITH THE USAGE OF COLORED PETRI NET

Summary. In this work the usage of Colored Petri Net for modeling and simulation of Two Phase Commit protocol with multiple cohorts is presented. Brief overview of Colored Petri Nets is introduced. Two-Phase Commit protocol is briefly described than introduced as Colored Petri Net model. By initial marking adaptation a few scenarios for 2PC protocol are presented with the use of the reachability analysis.

Keywords: Colored Petri Net, distributed transactions, 2PC, Two-Phase Commit protocol

1. Wstęp

Teoria i praktyka związane ze scentralizowanymi systemami baz danych są dobrze rozwinięte. Przez wiele lat badań nie udało się jednak wykształcić standardu, który wspomógłby projektowanie, implementacje i wdrażanie rozwiązań opartych na rozproszonych bazach danych. W szczególności brak obowiązującego standardu dla środowiska heterogenicznego. Teoria sieci Petriego znajduje zastosowanie w modelowaniu i analizie procesów współbieżnych. Strukturę i działanie sieci Petriego można przedstawić zarówno w postaci graficznej, jak i w postaci algebraicznej, co pozwala na przetwarzanie z wykorzystaniem metod numerycznych. Fundamentalne zasady działania sieci Petriego w naturalny sposób odwzorowują istotę działania transakcji. W obu przypadkach wykonanie sieci lub transakcji jest możliwe dopiero po spełnieniu wszystkich warunków wejściowych. Dzięki tym podobieństwom w toku dalszych badań może stać się możliwe stworzenie nowego specjalistycznego języka modelowania, który wspomógłby projektantów systemów wykorzystujących rozproszone bazy danych.

W dotychczasowych pracach badawczych [1, 2] skupiliśmy się na klasycznych protokołach zatwierdzania, wykorzystując kolejno zwyczajne oraz kolorowane sieci Petriego, przy czym wskazaliśmy kolorowane sieci Petriego jako dobre narzędzie do budowy precyzyjnych modeli, w których nie występują niepożądane i trudne do przewidzenia stany wykonania sieci. Analizowane były przypadki jednego koordynatora i jednego uczestnika. Aby przedstawić dokładniejsze wnioski podsumowujące dotychczasowe prace, niezbędne było stworzenie z wykorzystaniem kolorowanej sieci Petriego modelu pozwalającego na symulacje przypadku pierwszego koordynatora i n uczestników.

W niniejszym artykule prezentujemy model protokołu 2PC dla przypadku koordynatora oraz dwóch uczestników. Prezentacja modelu oraz jego analiza zostaną poprzedzone niezbędnymi wprowadzeniami teoretycznymi na temat sieci Petriego oraz protokołu dwufazowego zatwierdzania.

2. Kolorowane sieci Petriego

Teoria matematyczna sieci Petriego została stworzona przez Carla Adama Petriego. Fundamentalne zasady działania oraz opisu sieci Petriego stanowią punkt wyjścia do tworzenia różnorodnych odmian sieci służących do rozwiązywania problemów z różnych dziedzin nauki. Przykładowymi obszarami które mogą podlegać analizie są: procesy współbieżne, procesy przepływu roboczego [7], procesy podejmowania decyzji [8] lub weryfikacja poprawności działania algorytmów [9].

Kolorowane sieci Petriego [10] klasyfikowane są jako sieci wysokiego poziomu (ang. *high-level net*). Rozszerzenie w stosunku do sieci zwyczajnej [4] (ang. *ordinary*), określanej również jako sieć klasy pozycja/tranzycja, polega na wprowadzeniu rozróżnienia typów, żetonów, jakie mogą poruszać się wewnątrz sieci (patrz pkt 2.1). Graficzną reprezentacją sieci zwyczajnej jest graf dwudzielny, składający się z dwóch typów węzłów łączonych łukami. Węzły te to:

- miejsca (pozycje, ang. *places*) – reprezentowane są przez okręgi,
- tranzycje (przejścia, ang. *transitions*), reprezentowane przez prostokąty lub kreski.

Sieć Petriego można przedstawić jako trójkę $N = (P, T, D)$, gdzie:

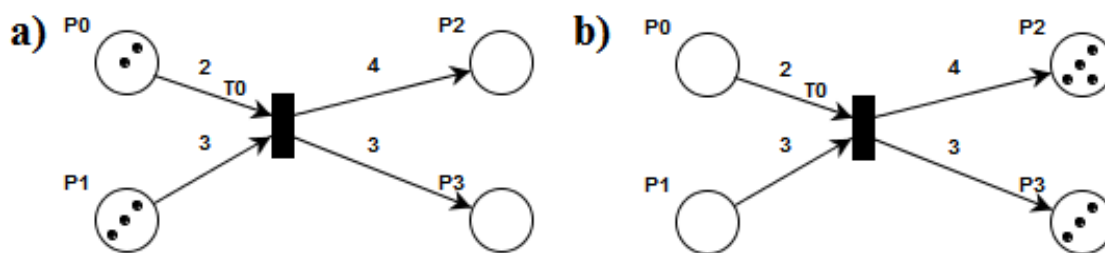
- P jest zbiorem miejsc $|P|=m$;
- T jest zbiorem przejść $|T|=n$;
- $D = [D^+ - D^-]$ jest macierzą incydencji (ang. *incidence matrix*) o rozmiarze $m \times n$, macierz ta tworzona jest przez odjęcie macierzy postincydencji oraz preincydencji, zawiera elementy $d_{ij} = d^+_{ij} - d^-_{ij}$. Elementy te powstają z odjęcia wag łuków wyjściowych danej tranzycji od wag łuków wejściowych:
 - D^- jest macierzą preincydencji (ang. *pre-incidence matrix*) o rozmiarze $m \times n$, zawiera elementy $d^-_{ij} = w(i,j)$ określające wagę łuku wejściowego tranzycji j , czyli łuku bezpośrednio łączącego miejsce i z tranzycją j (takim że $P \times T \rightarrow N$),
 - D^+ jest macierzą postincydencji (ang. *post-incidence matrix*) o rozmiarze $m \times n$, zawiera elementy $d^+_{ij} = w(i,j)$ określające wagę łuku wyjściowego tranzycji j , czyli łuku bezpośrednio łączącego tranzycję j z miejscem i (takim że $T \times P \rightarrow N$),
 - dla macierzy D^+ , D^- , D w kolorowanej sieci waga nie jest wartością skalarną, lecz algebraicznym zapisem identyfikującym liczbę żetonów danego typu.

2.1. Znakowanie kolorowanej sieci Petriego i odpalenie tranzycji

Znakowaną sieć Petriego można przedstawić jako czwórkę $PN=(P, T, D, M_0)$, gdzie $M_0: P \rightarrow \{0,1,2,\dots\}$ jest znakowaniem początkowym sieci, oznaczającym rozkład żetonów (znaczników, makerów, tokenów) w miejscach sieci. W kolorowanej sieci Petriego wprowadzamy rozróżnienie żetonów na różne dowolnie zdefiniowane typy. Istnieje możliwość przemieszczania się żetonu danego koloru przez węzeł lub miejsce.

Dla danego znakowania w sieci mogą zachodzić zdarzenia dynamiczne. Jeżeli w miejscach wejściowych danej tranzycji zgromadzi się liczba żetonów danego typu odpowiednia dla wag łuków wejściowych tej tranzycji, to tranzycja ta może zostać odpalona (ang. *fired*). Po odpaleniu danej tranzycji ze wszystkich miejsc wejściowych tranzycji, zgodnie z wagami

łuków wejściowych, żetony zostają usunięte. Do miejsc wyjściowych tranzycji żetony zostają dodane, zgodnie z wagami łuków wyjściowych. Proces ten przedstawia rys. 1.



Rys. 1. Tranzycje: a) gotowa do odpalenia, b) po odpaleniu
Fig. 1. Transitions: a) ready to be fired, b) after firing

2.2. Analiza rozwiązań osiągalnych

Analiza rozwiązań osiągalnych polega na zbadaniu możliwych serii odpaleń kolejnych tranzycji dla danego znakowania początkowego. Wyniki tej analizy zazwyczaj przedstawia się za pomocą drzewa osiągalności, które jest grafem skierowanym. Reprezentuje w skończony sposób kolejne wszystkie wykonania sieci. Korzeniem drzewa jest znakowanie początkowe. Węzłami drzewa są znakowania osiągalne, a łuki reprezentują odpalenie danej tranzycji. Liśćmi drzewa są znakowania końcowe lub powtórzone.

Analizę osiągalności rozpoczynamy od zadania pewnego znakowania początkowego. Następnie sprawdzamy, które tranzycje są gotowe do odpalenia i wyznaczamy nowe znakowanie, które przyjmie sieć po odpaleniu tranzycji. Do wyznaczania nowych znakowań przydatna jest macierz D opisująca strukturę badanego modelu sieci Petriego.

Kolumny macierzy D określają zmianę znakowania sieci po odpaleniu danej tranzycji. Kolejne znakowania możemy obliczyć wg następującego równania:

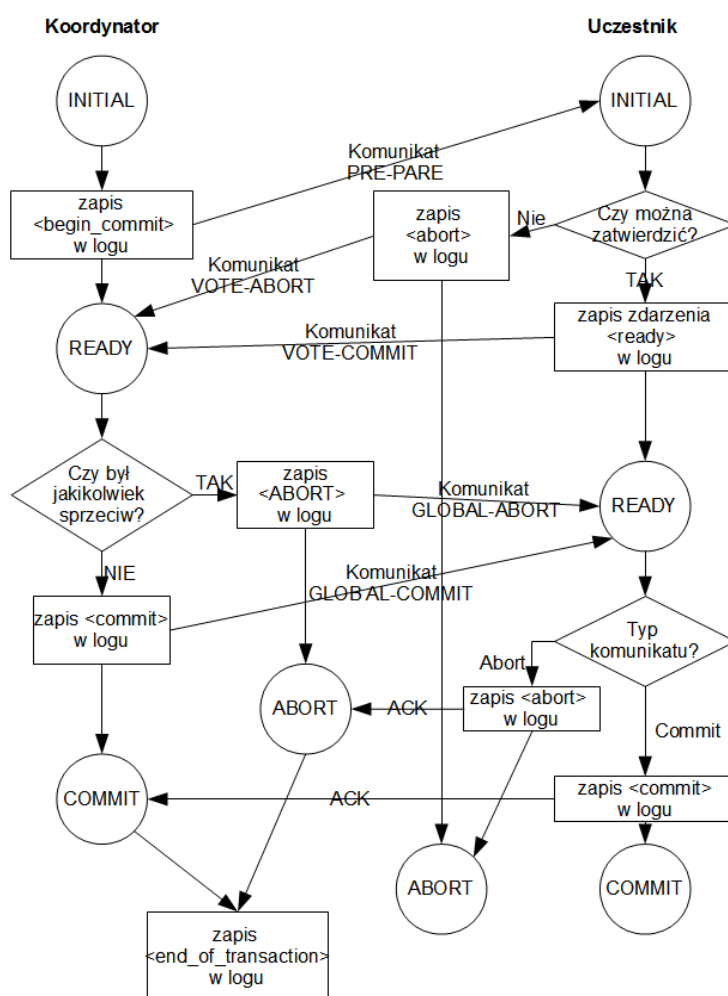
$$M_k = M_{k-1} + e[t_j]D,$$

gdzie $k=1,2,3,\dots$, a $e[t_j]$ jest wektorem odpalenia zawierającym 1 w pozycji odpowiadającej j -tej tranzycji.

3. Protokół dwufazowego zatwierdzania transakcji rozproszonych

Aby zrealizować transakcje w rozproszonej bazie danych, konieczna jest dodatkowa specjalistyczna komunikacja pomiędzy innymi menadżerami transakcji w systemie rozproszonym. Komunikacja ta zachodzi pomiędzy menadżerem transakcji pełniącym rolę koordynatora a pozostałymi menadżerami transakcji, pełniącymi rolę uczestników transakcji. Sposób komunikacji między koordynatorem a uczestnikami definiuje określony protokół rozproszony.

nego zatwierdzania. Klasycznym przykładem takiego protokołu jest zatwierdzanie dwufazowe (2 Phase Commit – 2PC).

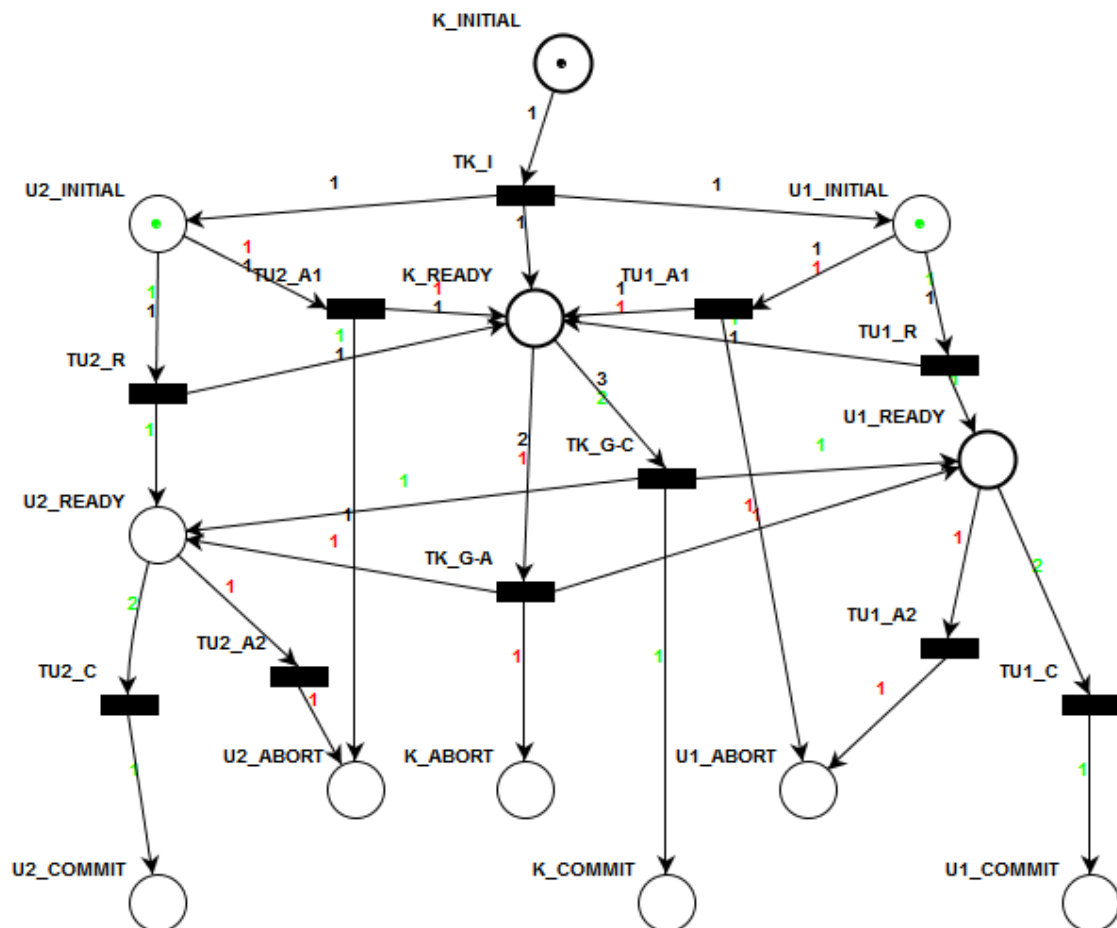


Rys. 2. Algorytm protokołu dwufazowego zatwierdzania z jednym uczestnikiem
Fig. 2. Two Phase Commit protocol algorithm with one participant

Protokół ten zgodnie z nazwą realizuje dwie fazy: fazę głosowania i fazę zatwierdzania. Faza głosowania następuje po przesłaniu przez koordynatora zapytania o możliwość zatwierdzenia danej transakcji rozproszonej. Komunikaty zwrotne od uczestników do koordynatora zawierają informacje o gotowości danego uczestnika do zatwierdzenia transakcji. Po zebraniu głosów od wszystkich uczestników następuje faza zatwierdzania lub wycofywania. Jeżeli koordynator otrzymał od wszystkich uczestników potwierdzenie gotowości, wysyła komunikat o globalnym zatwierdzeniu transakcji. Jeżeli którykolwiek uczestnik zgłasza przeciw zatwierdzeniu transakcji lub w ogóle nie prześle komunikatu (np. z powodu awarii), wówczas koordynator prześle komunikat o globalnym odrzuceniu tej transakcji. Podejmowanie decyzji o zatwierdzeniu tylko przy jednomyślnym głosowaniu jest podstawowym sposobem zapewnienia atomowości transakcji rozproszonej.

Na rys. 2 przedstawiono protokół dwufazowego zatwierdzania w postaci algorytmu. Przedstawiona reprezentacja została przygotowana na podstawie [3]. Nazwy stanów, komunikatów oraz zapisów do logów pozostały w oryginalnej angielskojęzycznej formie. Okręgi przedstawiają stany procesu koordynatora oraz uczestnika, prostokąty operacje logowania otrzymanych komunikatów i podjętych decyzji do dziennika systemowego a strzałki opisują przepływ komunikatów i sterowania.

4. Model protokołu dwufazowego z wieloma uczestnikami jako kolorowana sieć Petriego



Rys. 3. Sieć Petriego protokołu dwufazowego zatwierdzania z dwoma uczestnikami
 Fig. 3. Two Phase Commit protocol Petri Net model with two participant

Na rys. 3 przedstawiono model kolorowanej sieci Petriego protokołu 2PC z dwoma uczestnikami. Miejsca umieszczone przy prawej krawędzi rysunku opisują stany aplikacji u uczestnika nr 1. Stany aplikacji uczestnika nr 2 znajdują się przy lewej krawędzi. Stany aplikacji koordynatora umieszczone są pośrodku rysunku.

W proponowanym modelu wprowadzono żetony następujących typów (kolorów):

- INIT (I) – oznacza komunikat inicjujący;
- COMMIT (C) – oznacza komunikaty pozytywne, np. *vote-commit*, *global-commit* lub *commit*;
- ABORT (A) – oznacza komunikaty negatywne – *vote-abort*, *global-abort* lub *abort*.

Dla danego łuku jednocześnie mogą zostać zdefiniowane wagi wszystkich kolorów. Zazwyczaj liczby pokazane przy łukach można rozróżnić dzięki odmiennej barwie. Ponieważ druk nie pozwala na rozróżnienie barw, dokładny rozkład wag danego koloru przy wszystkich łukach został umieszczony w tabelach 3 oraz 4 w dalszej części tego punktu.

Tabela 1 prezentuje miejsca (stany) oraz tranzycje (zdarzenia) związane z procesem koordynatora.

Tabela 1

Miejsca i tranzycje związane z koordynatorem

Miejsca		Tranzycje	
K_INITIAL	Stan inicjalizacji	TK_I	1) wpis do logu (begin-commit) 2) wiad. do uczestników (prepare)
K_READY	Stan gotowości	TK_G-A	1) wpis do logu (abort) 2) wiad. do uczestników (global-abort)
K_ABORT	Stan globalnego odrzucenia transakcji	TK_G-C	1) wpis do logu (commit) 2) wiad. do uczestników (global-commit)
K_COMMIT	Stan globalnego zatwierdzenia transakcji		

Tabela 2 prezentuje miejsca (stany) oraz tranzycje (zdarzenia) związane z procesem uczestnika na przykładzie uczestnika U1.

Tabela 2

Miejsca i tranzycje związane z uczestnikami na przykładzie uczestnika U1

Miejsca		Tranzycje	
U1_INITIAL	Stan inicjacji / decyzyjny	TU1_A1	1) wpis do logu (abort) 2) wiad. do koordynatora (vote-abort)
U1_READY	Stan gotowości	TU1_R	1) wpis do logu (ready) 2) wiad. do koordynatora (vote-commit)
U1_ABORT	Stan odrzucenia	TU1_A2	1) wpis do logu (abort) 2) potwierdzenie do koordynatora
U1_COMMIT	Stan zatwierdzenia	TU1_C	1) wpis do logu (commit) 2) wiad. do koordynatora (commit)

4.1. Macierze incydencji

Tabela 3 przedstawia macierz preincydencji, która zawiera wagi łuków wejściowych tranzycji. Jeżeli istnieje łuk skierowany z miejsca do wejścia tranzycji, to w odpowiedniej komórce tabeli zapisujemy wartość wag tego łuku, w przeciwnym wypadku komórkę pozostawiamy pu-

stą. Jeżeli dla danego łuku wejściowego tranzycji zdefiniowane są różne kolory jednocześnie, to do komórki macierzy wstawiamy liczbę żetonów obu typów, rozdzielając je przecinkiem.

Tabela 3

Macierz preincydencji [D⁻]

	TK_I	TK_G-A	TK_G-C	TU1_R	TU2_R	TU1_A1	TU2_A1	TU1_A2	TU2_A2	TU1_C	TU2_C
K_INITIAL	1I										
K_READY		1A,2I	2C,3I								
K_ABORT											
K_COMMIT											
U1_INITIAL				1I,1C		1I,1A					
U1_READY								1A		2C	
U1_ABORT											
U1_COMMIT											
U2_INITIAL					1I,1C		1I,1A				
U2_READY											
U2_ABORT									1A		2C
U2_COMMIT											

Tabela 4

Macierz post-incydencji [D⁺]

	TK_I	TK_G-A	TK_G-C	TU1_R	TU2_R	TU1_A1	TU2_A1	TU1_A2	TU2_A2	TU1_C	TU2_C
K_INITIAL											
K_READY	1I			1I,1C	1I,1C	1I,1A	1I,1A				
K_ABORT		1A									
K_COMMIT			1C								
U1_INITIAL	1I										
U1_READY		1A	1C	1C							
U1_ABORT						1A		1A			
U1_COMMIT										1C	
U2_INITIAL	1I										
U2_READY		1A	1C		1C						
U2_ABORT							1A		1A		
U2_COMMIT											1C

Tabela 4 przedstawia macierz postincydencji, która zawiera wagi łuków wyjściowych tranzycji. Wypełniamy ją analogicznie do macierzy preincydencji. Jeżeli istnieje łuk skierowany z wyjścia tranzycji do miejsca sieci, to w odpowiedniej komórce tabeli zapisujemy wartość wag tego łuku, w przeciwnym wypadku komórkę pozostawiamy pustą. Jeżeli dla danego łuku

wyjściowego tranzycji zdefiniowane są różne kolory jednocześnie to do komórki macierzy wstawiamy liczbę żetonów obu typów, rozdzielając je przecinkiem.

Mając przygotowane macierze preincydencji oraz postincydencji, możemy wyznaczyć macierz incydencji, która pozwoli na przeprowadzenie analizy osiągalnych znakowań.

Macierz incydencji tworzymy przez odjęcie od macierzy postincydencji macierzy preincydencji. Wynik odejmowania macierzy przedstawia tabela 5. Utworzona macierz definiuje, w jaki sposób zmieni się znakowanie sieci po odpaleniu danej tranzycji, jeżeli zostanie ona wzbudzona i odpalona. Dla przykładu weźmy pierwszą kolumnę, odpowiadającą tranzycji TK_I. Z macierzy wynika, że po jej odpaleniu z miejsca K_INITIAL zostanie usunięty jeden żeton INIT, a do miejsc K_READY, U1_INITIAL, U2_INITIAL zostanie dodane po jednym żetonie INIT.

Tabela 5

Macierz incydencji $[D] = [D^+] - [D^-]$

	TK_I	TK_G-A	TK_G-C	TU1_R	TU2_R	TU1_A1	TU2_A1	TU1_A2	TU2_A2	TU1_C	TU2_C
K_INITIAL	-1I										
K_READY	1I	-1A, -2I	-2C, -3I	1I,1C	1I,1C	1I,1A	1I,1A				
K_ABORT		1A									
K_COMMIT			1C								
U1_INITIAL	1I			-1I,-1C		-1I,-1A					
U1_READY		1A	1C	1C				-1A		-2C	
U1_ABORT						1A		1A			
U1_COMMIT										1C	
U2_INITIAL	1I				-1I,-1C		-1I,-1A				
U2_READY		1A	1C		1C				-1A		
U2_ABORT							1A		1A		-2C
U2_COMMIT											1C

4.2. Analiza osiągalnych znakowań

Wprowadzenie kolorowych żetonów do sieci rozszerza znacząco możliwości przeprowadzania prostych symulacji odwzorowujących sytuacje, jakie mogą wystąpić w trakcie realizacji transakcji rozproszonej. W znakowaniach końcowych wyróżniono miejsca, które zawierają żetony bardziej znaczące dla końcowego stanu transakcji rozproszonej.

4.2.1. Przypadek optymistyczny – obaj uczestnicy zatwierdzają

Żałujemy, że chcemy prześledzić optymistyczny scenariusz, w którym obaj uczestnicy transakcji rozproszonej będą gotowi do zatwierdzenia. Aby przeprowadzić taką symulację w znako-

waniu początkowym, dla miejsc U1_INITIAL oraz U2_INITIAL umieszczamy po jednym żetonie COMMIT (1C). Znakowania osiągalne dla tej sytuacji i znakowania początkowe zostały pokazane w tabeli 6. Ponieważ w prezentowanym przypadku po dwóch oznakowaniach wzbudzone zostaną na raz dwie tranzycje, dla ich uszeregowania zakładamy, że głos za zatwierdzeniem transakcji rozproszonej pierwszy zgłosi U2. Po wysłaniu przez koordynatora komunikatu GLOBAL-COMMIT to U1 pierwszy zakończy swój proces, co odzwierciedli odpalenie tranzycji TU1_C. W znakowaniu końcowym M6 żetony pozostają tylko w miejscach odpowiadających udanemu zakończeniu procesów koordynatora i uczestników.

Tabela 6

Znakowania osiągalne (przypadek optymistyczny – obaj uczestnicy zatwierdzają)

Znakowanie (odpalona tranzycja)	Miejsca												Wzbudzona tranzycja
	K_INITIAL	K_READY	K_ABORT	K_COMMIT	U1_INITIAL	U1_READY	U1_ABORT	U1_COMMIT	U2_INITIAL	U2_READY	U2_ABORT	U2_COMMIT	
M0	1I				1C				1C				TK_I
M1		1I			1C,1I				1C,1I				TU1_R,TU2_R
M2(TU2_R)		2I,1C			1C,1I					1C			TU1_R
M3(TU1_R)		3I,2C				1C				1C			TK_G-C
M4				1C		2C				2C			TU1_C,TU2_C
M5(TU1_C)				1C			1C			2C			TU2_C
M6(TU2_C)				1C			1C					1C	-

4.2.2. Przypadek pesymistyczny 1 – błąd u jednego z uczestników

Aby zasymulować błąd po stronie uczestnika U1 powodujący wysłanie komunikatu VOTE-ABORT, w znakowaniu początkowym w miejscu U1_INITIAL umieścimy żeton symbolizujący odrzucenie Abort (1A). Znakowania osiągalne dla tej sytuacji i znakowania początkowe zostały pokazane w tabeli 7. Dla porządku odpaleń równoległe gotowych tranzycji zakładamy, że w fazie głosowania U2, po stronie którego nie występują żadne problemy pierwszy prześle głos VOTE-COMMIT. U1, u którego wystąpił problem, np. naruszenie więzów na bazie lub przedłużająca się blokada rekordów przesyła swój głos VOTE-ABORT z pewnym opóźnieniem. W znakowaniu końcowym M6 żetony w miejscu K_READY oraz U2_READY mogą odpowiadać cząstkowym wpisom do logu, które zostały nadpisane ważniejszymi wpisami o odrzuceniu transakcji rozproszonej. Obecność w miejscu U1_ABORT dwóch żetonów może odpowiadać wpisom do logu nt. głosowania VOTE-ABORT oraz otrzymania komunikatu GLOBAL-ABORT.

Tabela 7

Znakowania osiągalne (przypadek pesymistyczny 1 – błąd u jednego z uczestników)

Znakowanie	Miejsca												Wzbudzo- na tranzy- cja
	K_INITIAL	K_READY	K_ABORT	K_COMMIT	U1_INITIAL	U1_READY	U1_ABORT	U1_COMMIT	U2_INITIAL	U2_READY	U2_ABORT	U2_COMMIT	
M0	1I				1A				1C				TK_I
M1		1I			1A, 1I				1C,1I				TU2_R, TU1_A1
M2(TU2_R)		2I,1C			1A, 1I					1C			TU1_A1
M3(TU1_A1)		3I,1C, 1A					1A			1C			TK_G-A
M4		1I,1C	1A			1A	1A			1A, 1C			TU1_A2, TU2_A2
M5(TU2_A2)		1I,1C	1A			1A	1A			1C	1A		TU1_A2
M6(TU1_A2)		1I,1C	1A				2A			1C	1A		-

4.2.3. Przypadek pesymistyczny 2 – błąd koordynatora

Tabela 8

Znakowania osiągalne (przypadek pesymistyczny 2 – błąd koordynatora)

Znakowanie	Miejsca												Wzbudzona tran- zycja
	K_INITIAL	K_READY	K_ABORT	K_COMMIT	U1_INITIAL	U1_READY	U1_ABORT	U1_COMMIT	U2_INITIAL	U2_READY	U2_ABORT	U2_COMMIT	
M0	1I	1A			1C				1C				TK_G-A, TU1_I, TU2_I
M1(TK_G-A)			1A		1C,1I	1A			1C,1I	1A			TU1_A2, TU2_A2
M2(TU1_A2)			1A		1C,1I		1A		1C,1I	1A			TU2_A1
M3(TU2_A2)			1A		1C,1I		1A		1C,1I		1A		

Analizując działanie protokołu zatwierdzania rozproszonego, nie można pominąć istotnego przypadku pesymistycznego, w którym występuje błąd lub awaria po stronie koordynatora.

Przykładowa sytuacja została pokazana w tabeli 8. W przypadku tym uczestnicy byli gotowi do zatwierdzenia, a błąd koordynatora wystąpił po wysłaniu komunikatu inicjującego. Aby tabela 8 pozostała czytelna, nie wykazano w niej odpaleń tranzycji TU1_I oraz TU2_I. Zaraz po rozesłaniu żetonu ABORT wprost do miejsc TU1_R oraz TU2_R procesów użytkowników procesy te niezwłocznie przechodzą do stanu odrzucenia (miejsc TU1_A, TU2_A).

5. Podsumowanie

W artykule przedstawiono opracowany model kolorowanej sieci Petriego, odwzorowujący działania protokołu 2PC z udziałem dwóch uczestników. Za pomocą analizy osiągalnych rozwiązań pokazano wybrane scenariusze realizacji transakcji rozproszonej z wykorzystaniem wspomnianego protokołu. W dalszych pracach badawczych planujemy uruchomienie testowego środowiska rozproszonej bazy danych. Wykorzystane zostaną dostępne w silnikach baz danych implementacje standardu X/Open XA, który wykorzystuje protokół 2PC. Planowana jest implementacja „klient transakcji XA” w języku JAVA, który w takiej konfiguracji będzie pełnić rolę koordynatora transakcji rozproszonej. Doświadczenia uzyskane w trakcie tworzenia testowego środowiska oraz implementacji klienta zostaną zestawione z zaprezentowanym modelem sieci Petriego oraz z wynikami jego analizy. Pozwoli to na wyciągnięcie nowych wniosków na temat wykorzystania matematycznej teorii sieci Petriego w bazach danych oraz wskaże kierunek dalszych badań.

BIBLIOGRAFIA

1. Iwaniak M., Khadzhynov W.: Wykorzystanie sieci Petriego do modelowania transakcji rozproszonych. *Studia Informatica*, Vol. 33, No. 2A (105), Gliwice 2012.
2. Iwaniak M., Khadzhynov W.: Zastosowanie kolorowej sieci Petriego do modelowania transakcji rozproszonej. *Modele inżynierii teleinformatyki*, tom 7, Koszalin 2012.
3. Özsu T. M., Valduriez P.: *Principles of Distributed Database Systems*, III edition. Springer, 2011.
4. Banaszak Z., Majdzik P., Wójcik R.: *Procesy współbieżne: modele efektywności funkcjonowania*. Wydawnictwo Politechniki Koszalińskiej, Koszalin 2011.
5. Sarkar B. B., Chaki N.: Transaction Management for Distributed Database using Petri Nets. *International Journal of Computer Information Systems and Industrial Management Applications (IJCISIM)*, Vol. 2, 2010, s. 69÷76.

6. Sarkar B. B., Chaki N.: Virtual Data Warehouse Modeling Using Petri Nets for Distributed Decision Making. *Journal of Convergence Information Technology*, Vol. 5, No. 5, 2010, s. 8÷12.
7. Pieczonka S.: System zarządzania produkcją oprogramowania – moduł definiowania procesów, [w:] Kozielski S., Małysiak B., Kasprowski P. (red.): *Bazy Danych: Rozwój metod i technologii*. WKŁ, Warszawa 2008.
8. Dec G., Jędrzejec B., Rząsa W.: Kolorowana sieć Petriego jako model systemu podejmowania decyzji kredytowej. *Studia Informatica*, Vol. 31, No. 2A (89), Gliwice 2010.
9. Aly S., Mustafa K.: *Protocol Verification and Analysis Using Colored Petri Nets*. Technical Report, DePaul University, 2003.
10. Szpyrka M.: *Sieci Petriego w modelowaniu i analizie systemów współbieżnych*. WNT, Warszawa 2008.

Wpłynęło do Redakcji 16 stycznia 2013 r.

Abstract

This paper presents the attempt of using ordinary Petri Net to model and study Two-Phase Commit protocol (2PC) with two participants. The motivation for this work is presented in Introduction. Second chapter introduces basic information about Colorded Petri Nets, marked Petri Net, firing of transitions. The third chapter provides the short introduction into Two-Phase Commit protocol. Fourth chapter with Fig. 3 introduces The Colored Petri Net of 2PC protocol. The incidence matrixes are constructed and presented. The reachability analysis is performed with the usage of incidence matrix for selected scenarios of 2PC protocol realizations. The reachability analysis results are presented in tables 6,7,8. The summary is presented.

Adresy

Marek IWANIAK: Politechnika Koszalińska, Wydział Elektroniki i Informatyki,
ul. Śniadeckich 2, 75-453 Koszalin, Polska, marek.iwaniak@tu.koszalin.pl.

Włodzimierz KHADZHYNOV: Politechnika Koszalińska, Wydział Elektroniki i Informatyki,
ul. Śniadeckich 2, 75-453 Koszalin, Polska, hadginov@ie.tu.koszalin.pl.