Autoreferat rozprawy doktorskiej

Etyka procesów sieci Petriego w świetle teorii śladów

Joanna Jółkowska
Uniwersytet Mikołaja Kopernika w Toruniu
Wydział Matematyki i Informatyki

1. Wprowadzenie

Sieci Petriego zaproponowane przez C. A. Petriego w roku 1962 stanowią obecnie jedno z najbardziej uniwersalnych narzędzi matematycznych modelujących działania systemów dynamicznych. Wykorzystuje się je w różnych dziedzinach – sieć może modelować zarówno programy komputerowe, jak i reakcje chemiczne, ruch uliczny czy życie komórki. Szczególnie przydatne są w badaniu systemów współbieżnych, gdzie potrzebne jest określenie wzajemnych relacji pomiędzy poszczególnymi elementami systemu, przewidywanie przyszłego zachowania, wykrywanie niepożądanych ścieżek wykonania itp.

Każda sieć Petriego składa się z akcji (tranzycji) oraz miejsc, w których przechowywane są zasoby umożliwiające wykonanie poszczególnych akcji, jak również powstające w wyniku wykonania tychże akcji. Miejsca mogą być też rozumiane jako warunki, które muszą być spełnione, aby akcja mogła się wykonać. Wykonanie akcji powoduje zmianę stanu sieci: pewne zasoby zostają skonsumowane, nowe – wyprodukowane. Zachowanie sieci nie jest z góry określone; w każdym stanie sieci może być umożliwionych wiele akcji i w związku z tym jest wiele możliwych dróg działania (obliczeń) sieci.

Sieci są analizowane pod różnymi względami – bada się zarówno jej strukturę (własności statyczne) jak i zachowanie (własności dynamiczne). Do własności dynamicznych należy między innymi rozstrzyganie, czy pewien z góry zadany stan jest osiągany przez jakieś obliczenie sieci. Jest to tzw. *problem osiągalności*, jeden z najtrudniejszych problemów związanych z sieciami Petriego. Problem ten pozostawał otwarty przez kilkanaście lat, rozstrzygnięty został pozytywnie przez Mayra w roku 1981 i Kosaraju w roku 1982. Innym znanym problemem, aczkolwiek dużo łatwiejszym, jest *problem pokrywalności* (tzn. osiągalności stanu pokrywającego zadany stan). Jego rozstrzygalność pokazana została już w pierwszych latach rozwoju teorii sieci przez Karpa i Millera w roku 1969 za pomocą tzw. grafu pokrywalności.

Powyższe problemy dotyczą sieci jako całości, ale rozważa się też własności związane z poszczególnymi obliczeniami sieci. Ma to duże znaczenie praktyczne, ponieważ dobry projekt systemu często wymaga, aby obliczenia modelującej go sieci spełniały pewne założenia. Zbiór takich dobrych własności (norm działania) nazywamy etyką obliczeń. Do tych własności należy przede wszystkim uczciwość, która ma zapobiegać „zagłodzeniu” (tzn. wyłączeniu z pracy) jednej z akcji (bądź większego fragmentu) systemu. Badania uczciwości działania systemów współbieżnych zapoczątkował słynny przykład pięciu filozofów Dijkstry z roku 1971. Pojęcie etyki obliczeniowej sformalizowali (i tak nazwali) Lehman/Pnueli/Stavi w roku 1981. W zależności od potrzeb (stopnia umożliwienia zagłodzonej akcji) definiuje się różne poziomy uczciwości; najważniejsze to sprawiedliwość, uczciwość i superuczciwość.

Taką klasyfikację stopni uczciwości (a nawet bardziej rozbudowaną, nieskończoną) zaproponował Best w roku 1984.

Jedną z sytuacji, które mogą prowadzić do nieuczciwości, jest konflikt. Jest to taki stan sieci, w którym każda z dwóch (lub więcej) akcji ma wystarczającą ilość zasobów, aby się wykonać, ale zasoby te są wystarczające tylko dla jednej z nich. Jeśli obliczenie ma być uczciwe, powinna być wykonana ta akcja, która dotąd wykonywała się rzadziej. Innym rozwiązaniem jest ominięcie konfliktu – takie projektowanie systemów, aby sytuacje konfliktowe nie występowały.

W rozprawie badam jednak nie tyle sekwencyjne obliczenia sieci, co procesy, czyli zbiory obliczeń równoważnych. Narzędziem badania procesów sieci jest teoria śladów. Pojęcie śladu (*trace*) zaproponowane zostało przez Mazurkiewicza w roku 1977. Ślady to elementy monoidu ilorazowego – zwanego monoidem śladów – otrzymanego jako iloraz monoidu wolnego przez kongruencję wyznaczoną przez relację niezależności (współbieżności) akcji. Monoidy śladów okazały się niezwykle ciekawym obiektem matematycznym, o często zaskakujących właściwościach. Teoria śladów, dobrze już opisana i ustabilizowana, jest nadal aktualna i stale rozwijana. Wszechstronną monografią teorii śladów jest wydana w roku 1995 książka „Book of Traces", praca zbiorowa pod redakcją Diekerta i Rozenberga.

Systemy komputerowe, a również wiele systemów rzeczywistych, oparte są na pracy w czasie nieograniczonym. Modelowanie działania takich systemów prowadzi do pojęcia obliczeń nieskończonych; w przypadku systemów współbieżnych – nieskończonych procesów współbieżnych. Modelem takich procesów, zastosowanym w niniejszej rozprawie, są ślady nieskończone.

Rozprawa składa się z sześciu rozdziałów. We wstępie streszczam tematykę i zawartość rozprawy. W rozdziale 2 przedstawiam podstawowe pojęcia i fakty, wykorzystywane w pracy, dotyczące sieci Petriego, monoidów śladów i etyki obliczeniowej. Zasadniczą część rozprawy stanowią rozdziały 3-5, pracę kończy podsumowanie.

2. Konflikty i ich unikanie

Konflikt to sytuacja, w której wybór drogi działania wpływa na rezultat końcowy. W rozdziale 3 badamy możliwość unikania konfliktów w sieciach elementarnych i ich rozszerzeniach, tzw. sieciach bezpiecznych (zdefiniowanych przez Badouela i Darondeau w roku 1995). Pokazuję, że

- W sieciach bezpiecznych każde sprawiedliwe obliczenie rozpoczynające się w stanie konfliktowym zawiera krok konfliktowy.

Wynik ten pozwolił opracować algorytm, który ze zbioru wszystkich obliczeń sieci wybiera zbiór obliczeń bezkonfliktowych, zadany pewnym automatem skończonym. Taki automat może być wykorzystany jako urządzenie sterujące bezkonfliktowym działaniem sieci.

3. Niezależność akcji i śladowość zachowań

Definicja niezależności akcji, wykorzystywana w pracy, ma charakter dynamiczny, tzn. oparta jest na zachowaniu systemu obliczeniowego. Mówimy, że dwie akcje są niezależne, jeśli kolejność ich wykonania nie wpływa na stan systemu. Pojawia się pytanie, czy da się ją wyznaczyć dla dowolnej sieci. W rozdziale 4 pokazuję, że problem wyznaczenia zachowaniowej relacji niezależności jest rozstrzygalny w sieciach elementarnych i markowanych (*place/transition nets*), a nierozstrzygalny w pewnych rozszerzeniach sieci markowanych.

- Problem zależności jest rozstrzygalny w klasie sieci markowanych.
- Problem zależności jest nierozstrzygalny dla sieci inhibitorowych, czyszczących i przerzucających.

Oba dowody zbudowane są w oparciu o problem osiągalności. W pierwszym przypadku bezpośrednio korzystam z faktu rozstrzygalności problemu osiągalności w sieciach markowanych, a w drugim wystarcza nierozstrzygalność problemu pustości warunku w sieciach rozszerzonych.

Innym zagadnieniem decyzyjnym, którym zajmuję się w tym rozdziale, jest problem rozstrzygania, czy zachowanie danej sieci może być w pełni opisywane śladami. Okazuje się bowiem, że ślady mogą gubić pewne informacje o (lokalnej) współbieżności niektórych akcji – wystarczy jeden stan, w którym akcje są zależne, aby już były globalnie zależne, pomija się wtedy wykonania współbieżne w innych stanach. Wprowadzam więc pojęcie systemu o zachowaniu śladowym: jest to system, w którym akcje zależne globalnie nie mogą się wykonywać współbieżnie, lub równoważnie, jeśli choć raz akcje mogą się wykonać współbieżnie, to są globalnie niezależne:

Rozstrzyganie, czy dana sieć ma zachowanie śladowe, opiera się na rozstrzyganiu, czy istnieje para akcji zależnych i lokalnie współbieżnych. Pokazuję, że problem ten jest rozstrzygalny w klasie sieci markowanych (dowód wykorzystuje rozstrzygalność problemu osiągalności).

- Problem śladowości zachowania jest rozstrzygalny w klasie sieci markowanych.

W rozszerzeniach sieci markowanych problem śladowości okazuje się nierozstrzygalny.

- Problem śladowości zachowania jest nierozstrzygalny dla sieci inhibitorowych, czyszczących i przerzucających.

Do pokazania tego faktu wykorzystujemy nierozstrzygalność problemu pustości warunku.

4. Etyka procesów sieci Petriego

W rozdziale 5 przedstawiam dokładną hierarchię procesów sieci Petriego ze względu na ich właściwości etyczne, przy czym procesy sieci traktowane są jako ślady. Pojawia się pytanie, jak przenieść definicję uczciwych obliczeń na ślady? Jeśli potraktujemy ślady jako zbiory swoich linearyzacji (podejście przeplotowe), nasuwa się naturalne rozróżnienie na własności egzystencjalne (jakieś obliczenie procesu ma rozważaną własność) i uniwersalne (wszystkie obliczenia procesu mają tę własność). W pracy badam tak zdefiniowane klasy procesów ze względu na sprawiedliwość, uczciwość i superuczciwość dla sieci elementarnych i markowanych. Okazuje się, że każdy równoważnik obliczenia superuczciwego jest superuczciwy (niezależnie od rodzaju sieci, a nawet niezależnie od urządzenia generującego dany zbiór obliczeń), oraz że każdy równoważnik obliczenia sprawiedliwego jest sprawiedliwy w sieciach elementarnych i markowanych bezpętelkowych.

- W dowolnym systemie tranzycyjnym każdy proces egzystencjalnie superuczciwy jest uniwersalnie superuczciwy.
- W elementarnych sieciach Petriego każdy proces egzystencjalnie sprawiedliwy jest uniwersalnie sprawiedliwy.

- W bezpętelkowych sieciach markowanych każdy proces egzystencjalnie sprawiedliwy jest uniwersalnie sprawiedliwy.

Możliwe jest także inne podejście do zdefiniowania pewnych własności obliczeń w wersji śladowej – podejście nieprzeplotowe, w którym definicje odpowiednich pojęć opierają się na własnościach skończonych prefiksów śladu. Okazuje się jednak, że klasy procesów zdefiniowane zgodnie z tym podejściem pokrywają się z pewnymi klasami zdefiniowanymi przeplotowo:

- Nieprzeplotowa superuczciwość to dokładnie przeplotowa superuczciwość.
- Nieprzeplotowa sprawiedliwość to dokładnie przeplotowa sprawiedliwość egzystencjalna.
- Nieprzeplotowa uczciwość to dokładnie przeplotowa sprawiedliwość uniwersalna.

Przypadek, gdy pewna własność ma charakter egzystencjalny, ale nie uniwersalny, może być niepożądany z punktu widzenia praktycznego konstruowania systemu współbieżnego o zadanych własnościach. W rozdziale 5 badam wpływ konfuzji na tego rodzaju niestabilność procesów. Rozdział kończą efektywne kryteria charakteryzujące równość pewnych klas procesów w systemach skończenie stanowych:

- Charakteryzacja równości klas procesów egzystencjalnie i uniwersalnie uczciwych

oraz

- Charakteryzacja równości klas procesów uniwersalnie uczciwych i superuczciwych.

W rozdziale 6 podsumowuję uzyskane wyniki i sygnalizuję kilka problemów otwartych, związanych z tematyką rozprawy.

Większość wyników niniejszej rozprawy została opublikowana w pracach

- E. Ochmański, J. Pieckowska: Trace Nets and Conflict-free Computations. Fundamenta Informaticae 72(1-3), pp. 311-321, 2006.
- E. Ochmański, J. Pieckowska: On Ethics of Mazurkiewicz Traces. Fundamenta Informaticae 80(1-3), pp. 259-272, 2007.
- J. Jółkowska, E. Ochmański: On Trace-Expressible Behaviour of Petri Nets. Fundamenta Informaticae 85(1-4), pp. 281-295, 2008.

Wybrana literatura

1. T. Araki, T. Kasami: Some Decision Problems Related to the Reachability Problem for Petri Nets. Theoretical Computer Science, 3(1):85-104, 1977
2. E. Badouel, Ph. Darondeau: Trace Nets and Process Automata. Acta Informatica 32, pp. 647-679, 1995.
3. E. Best: Fairness and Conspiracies. Information Processing Letters 18, pp. 215-220, 1984. Erratum: IPL 19, p.162, 1984.
4. E. Best, R. Devillers: Sequential and Concurrent Behaviour in Petri Net Theory. Theoretical Computer Science 55, pp. 87-136, 1987.
5. P. Chrząstowski-Wachtel: Testing Undecidability of the Reachability in Petri Nets with the Help of 10th Hilbert Problem. LNCS 1639, pp.268-281. Springer, 1999.
6. V. Diekert: Combinatorics on Traces. LNCS 454. Springer, 1990.
7. V. Diekert, G. Rozenberg: Book of Traces. World Scientific, 1995.

8. C. Dufourd, A. Finkel, Ph. Schnoebelen: Reset Nets Between Decidability and Undecidability. LNCS 1443, pp.103-115. Springer, 1998.
9. P. Gastin, A. Petit: Infinite Traces. In [13], 1995.
10. M.H.T. Hack: Decidability Questions for Petri Nets. Ph. D. Thesis, M.I.T. 1976.
11. S. R. Kosaraju: Decidability of Reachability in Vector Addition Systems. Proceedings of the 14th Annual ACM Symposium on Theory of Computing, 267-281, 1982.
12. M. Kwiatkowska: Defining Process Fairness for Non-Interleaving Concurrency. LNCS 472, pp. 286-300. Springer, 1990.
13. L. Lamport: Fairness and Hyperfairness. Distributed Computing 13(4), pp. 239-245, 2000.
14. D. Lehman, A. Pnueli, J. Stavi: Impartiality, Justice and Fairness: the Ethics of Concurrent Termination. LNCS 115, pp. 264-277. Springer, 1981.
15. E.W. Mayr: An Algorithm for the General Petri Net Reachability Problem. Proceedings of the 13th Annual ACM Symposium on Theory of Computing, 238-246, 1981.
16. A. Mazurkiewicz: Concurrent Program Schemes and their Interpretations. Report DAIMI-PB-78, Aarhus University, 1977.
17. A. Mazurkiewicz: Trace Theory. LNCS 255, pp. 279-324, Springer, 1987.
18. Ł. Mikulski: Projection Representation of Mazurkiewicz Traces. Fundamenta Informaticae 85(1-4), pp. 399-408, 2008.
19. M. Minsky: Computation: Finite and Infinite Machines. Prentice-Hall, 1967.
20. D. Peled, A. Pnueli: Proving Partial Order Properties. Theoretical Computer Science 126, pp. 143-182, 1994.
21. C.A. Petri: Kommunikation mit Automaten. Schriften des Institutes für Instrumentelle Mathematik. Bonn, 1962.
22. W. Reisig, G. Rozenberg (eds.): Lectures on Petri Nets. LNCS 1491. Springer, 1998.
23. E.W. Stark: Concurrent Transition Systems. TCS 64, pp. 221-269, 1989
24. P. H. Starke: Sieci Petri. PWN, Warszawa 1987.
25. H. Völzer: On Conspiracies and Hyperfairness in Distributed Computing. DISC 2005, LNCS 3724, pp. 33-47. Springer, 2005.