

4. Овский А.Г. Использование системы Maple при реализации метода начальных функций Власова / Е.Е. Галан, Овский А. Г., В. А. Толок // Вісник Запорізького національного університету: Збірник наукових статей. Фізико-математичні науки. – Запоріжжя: ЗНУ. – 2008. - №1. – С. 16-26.
5. Полянин А.Д. Справочник по линейным уравнениям математической физики / Полянин А.Д. – М. ФИЗМАТЛИТ, 2001. – 576 с.
6. Овский А. Г. Использование системы компьютерной математики Maple для доказательства закона ортогональности матриц прямого и обратного преобразований, составленных Власовым В.З. /А. Г. Овский, В. А. Толок // Журнал «Радіоелектроніка. Інформатика. Управління». – Запоріжжя. ЗНТУ. – 2008. - №1. – С. 78-85.
7. Овский А. Г. Моделирование схемы решения трехмерной задачи теории упругости в системе Maple / А. Г. Овский, В. О. Толок // Гідроакустичний журнал. – 2008. - № 3. – С. 88-97.
8. Шапар В. В. Операторно-символьные ряды Власова В.З. в решении задач теории упругости в системе Maple / В. В. Шапар, В. А. Толок // Гідроакустичний журнал. – 2006. - № 3. – С. 66-74.

УДК 519.687.1

УПРАВЛЯЮЧІ МЕРЕЖІ ПЕТРИ, ЯК ЗАСІБ МОДЕЛЮВАННЯ ТА АВТОМАТИЗОВАНОГО АНАЛІЗУ АЛГОРИТМІЧНИХ КОНСТРУКЦІЙ

Онищенко Б.О., к.ф.-м.н., доцент, Супруненко О.О., к.т.н., доцент

Черкаський національний університет імені Богдана Хмельницького

У статті сформовані алгоритмічні конструкції розгалужень, циклів та розпаралелювання процесів на основі функціональної модифікації управляючих мереж Петрі. Апарат мереж Петрі використовується для автоматизованого пошуку проблемних ситуацій у побудованих моделях алгоритмічних конструкцій.

Ключові слова: мережі Петрі, критичні властивості мереж Петрі, алгоритмічні конструкції, аналіз алгоритмів.

Онищенко Б.О., Супруненко О.О. УПРАВЛЯЮЩИЕ СЕТИ ПЕТРИ, КАК СРЕДСТВО МОДЕЛИРОВАНИЯ И АВТОМАТИЗИРОВАННОГО АНАЛИЗА АЛГОРИТМИЧЕСКИХ КОНСТРУКЦИЙ / Черкасский национальный университет имени Богдана Хмельницкого.

В статье сформированы алгоритмические конструкции разветвлений, циклов и распараллеливания процессов на основе функциональной модификации управляющих сетей Петри. Аппарат сетей Петри используется для автоматизированного поиска проблемных ситуаций в построенных моделях алгоритмических конструкций.

Ключевые слова: сети Петри, критические свойства сетей Петри, алгоритмические конструкции, анализ алгоритмов.

Onischenko B.O., Suprunenko O.O. MANAGING PETRI NETS, AS MEAN OF MODELING AND AUTOMATED ANALYSIS OF ALGORITHMIC CONSTRUCTIONS / Cherkassy National University of Bogdan Khmel'nitsky name.

The algorithmic constructions of branches, cycles and parallelization of processes on the basis of functional modification of managing Petri Nets are formed in the article. The vehicle of Petri Nets is used for the automated search of problem situations in the built models of algorithmic constructions.

Keywords: Petri Nets, critical properties of Petri Nets, algorithmic constructions, analysis of algorithms.

ПОСТАНОВКА ПРОБЛЕМИ

У зв'язку з широким розповсюдженням багатопроцесорних систем постає проблема ефективного використання наявних процесорних ресурсів при обробці задач користувача. Один зі шляхів її розв'язання – створення паралельних програм, які при функціонуванні використовують певну кількість процесорів, доступних у системі. В ході розв'язання поставленої проблеми виникає ряд задач, які пов'язані з виділенням ділянок алгоритмів для розпаралелювання та з перевіркою проблемних ситуацій у функціонуванні алгоритмів. У статті розглядаються засоби для моделювання та автоматизованого аналізу алгоритмічних конструкцій, що реалізують розгалуження та розпаралелювання процесів.

АНАЛІЗ ОСТАННІХ ДОСЛІДЖЕНЬ ТА ПУБЛІКАЦІЙ

Більшість задач, що потребують паралельної обробки мають незалежні або умовно незалежні процеси, які для виконання потребують певної кількості часу і синхронізації для обміну повідомленнями з іншими процесами. Такі процеси називаються асинхронними, вони описуються MIMD-системами за класифікацією Флінна [1]. При формуванні алгоритмів виникає ряд проблем, які пов'язані з асинхронною паралельністю. Це проблеми несумісності даних, взаємоблокування (DeadLocks та LiveLocks) та проблема балансування навантаження процесорів. При вирішенні двох перших проблем раніше застосовувалися різні методики, основані на графових моделях [2], зокрема на класичних мережах Петрі [3]. В сучасних умовах для аналізу та розв'язання вищезазначених проблем використовуються розвинуті та вдосконалені графові моделі [4], моделі автоматів [5] та нейронні мережі [6].

ВИДІЛЕННЯ ПРОБЛЕМИ ТА ФОРМУЛЮВАННЯ ЦІЛЕЙ

Вирішення в комплексі сформульованих проблем є досить складним завданням і потребує специфічних графічних засобів для побудови, аналізу та моделювання алгоритмічних конструкцій. Одним з адаптованих графоаналітичних засобів для аналізу та моделювання паралельних процесів є безпечні мережі Петрі [3]. У даній роботі сформовані алгоритмічні конструкції розгалужень, циклів та розпаралелювання процесів на основі функціональної модифікації управляючих мереж Петрі. Апарат мереж Петрі використовується з метою автоматизованого пошуку проблемних ситуацій у побудованих послідовно-паралельних моделях алгоритмів.

ОСНОВНЕ ДОСЛІДЖЕННЯ

Мережа Петрі – це орієнтований несумісний біхроматичний граф, який дозволяє моделювати і алгоритмічно відображати динаміку перебігу паралельних процесів та причинні зв'язки між елементами моделі [4]. Дані мережі дозволяють відслідковувати логічну послідовність подій та станів, які моделюють певний процес обробки даних і перехід моделі з початкового стану до наступних. Стани в мережах Петрі відображаються вершинами місць, події (роботи) – вершинами переходів. При побудові мережі будь який стан передуює певній події, і будь яка подія (робота) переводить систему до іншого стану. Окрім цього вершину місця можна використовувати для реалізації вибору одного елемента з кількох можливих [7], а вершину переходу – для генерації початкової розмітки (в розімкнутих моделях [8]) та реалізації розпаралелювання процесів.

При оптимізації алгоритмів та перетворенні послідовних алгоритмів до паралельних виникає чимало спірних ситуацій, частину яких розглядають як проблемні, оскільки наслідки практичної реалізації таких алгоритмів приводять до конфліктних ситуацій або до втрати керування над певними елементами у розгалуженнях. Для відслідковування та виправлення проблемних ситуацій, що пов'язані з топологією та функціонуванням алгоритмів пропонується використати мережі Петрі. Теорія мереж Петрі має механізм пошуку проблемних ситуацій у вигляді основних властивостей мереж, динамічних та статичних [4].

Статичні характеристики стосуються топології побудови мережі Петрі і залежать від її модифікації чи інтерпретації. При розгляді управляючих мереж Петрі, на основі яких моделюються паралельні алгоритми, виділимо наступні статичні характеристики: 1) дуги мережі Петрі можуть з'єднувати лише різнойменні вершини, тобто вершину переходу з вершиною місця, чи навпаки; 2) управляюча мережа Петрі буде замкненою, якщо через кінцеве число спрацювання переходів вона відновлює початкову розмітку; 3) ділянку управляючої мережі Петрі, яка відображає низку послідовних дій, що активізуються однією міткою можна замінити одним макропереходом. Останню характеристику можемо пояснити так: у мережі Петрі, яка моделює послідовність дій (послідовний алгоритм) відсутні критичні властивості [8], тому на етапі дослідження властивостей функціонування деталізувати такі ділянки не потрібно.

До динамічних характеристик мереж Петрі належать властивості живості, безпечності та неконфліктності. Розглянемо ці властивості для функціональної модифікації управляючих мереж Петрі, що можуть вміщувати в окремій вершині місця не більше 1-ї мітки і керувати вершинами переходів та місць за допомогою керуючих вектор-функцій \vec{x}_i та $\vec{x}p_i$.

Властивість живості проявляється в управляючій мережі Петрі, коли при заданому максимальному розміточному класі \vec{M}_{\max} для кожної розмітки $\vec{m}_i \in \vec{I}_{\max}$ існує така послідовність спрацювання переходів δ_i , в результаті якої кожна вершина переходу t_i може спрацювати. Приклад неживої мережі Петрі представлений на рис. 1 а), де при спрацюванні переходів $\delta = t_1, t_2, t_3$ чи $\delta = t_1, t_2, t_4$ початкова розмітка $\vec{m}_0^N = (1,1,0,0)$ у замкненій мережі Петрі не може з'явитися знову. Тому вершина переходу t_1 не може бути активована вдруге.

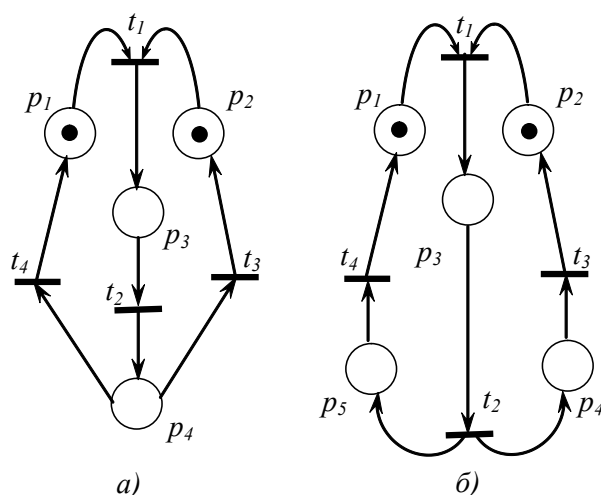


Рис. 1. Приклад неживої (а) та живої (б) управляючих мереж Петрі.

Причиною виникнення властивості неживості є початок розгалуження паралельних ділянок від вершини місця, яка не множить мітку в розгалуженні, а лише спрямовує її в одну з паралельних гілок, тому в результаті спрацювання переходів лише однієї гілки мітка може з'явитися у вершині місця p_1 або p_2 . На рис. 1 б) попередня мережа перетворена в живу, що забезпечується введенням розгалуження від вершин переходу t_2 (б), яка забезпечують розмноження міток і активує низки переходів у паралельних гілках. В результаті спрацювання гілок, мітки можуть з'явитися в обох вершинах місць p_1 та p_2 , що приведе до запуску вершини переходу t_1 .

Властивість неживості в алгоритмічних конструкціях проявляється як неможливість спрацювання певних переходів чи ділянок мережі. Якщо така мережа виконує свої функції, то неживі переходи є зайвими, їх потрібно видалити. У випадку невиконання певних функцій по причині неспрацювання певних переходів чи ділянок мережі потрібно перебудувати структуру мережі забезпечуючи живість всіх представлених в алгоритмі конструкцій.

Властивість безпечності управляючої мережі Петрі маємо у тому випадку, коли розмітка $m(p_\varepsilon)$ вершини місця мережі Петрі буде безпечною, тобто при будь якій послідовності спрацювання переходів δ , значення $m(p_\varepsilon) \leq u$ у кожній вершині місця. Це значить, що в управляючих мережах Петрі попадання двох міток в одну вершину місця p_ε є забороненим.

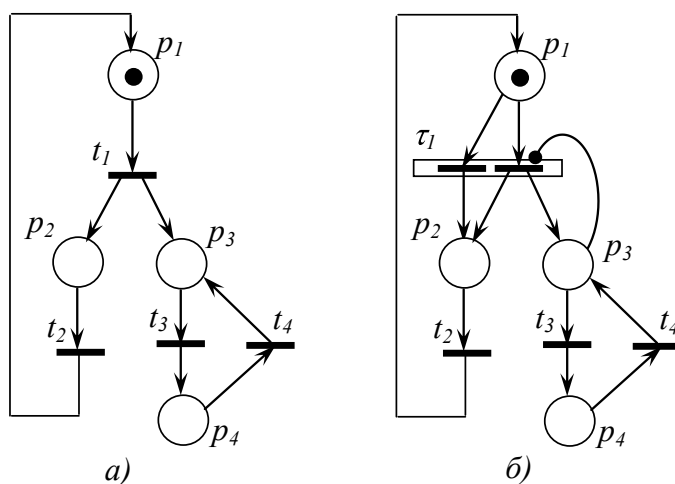


Рис. 2. Приклад небезпечної (а) та безпечної (б) управляючої мережі Петрі.

Небезпечною мережа Петрі (рис. 2, а) стає по причині можливості попадання у вершину місця p_3 двох міток одночасно. Для усунення небезпечної якості введемо замість переходу t_1 керований макроперехід τ_1 , який не дозволить переміщувати мітку у p_3 коли вона розмічена (рис. 2, б).

Розмітка управляючої мережі називається безконфліктною, якщо при всіх розмітках $\vec{m}^{(n)} \in \dot{I}_{\max}$ не наступає конфліктних ситуацій. Конфліктні ситуації в управляючій мережі Петрі можуть виникнути у

випадку, коли з вершини місця p_{ε} виходять декілька дуг (рис.3) і в ній не визначена вхідна керуюча вектор-функція $\bar{x}p_i^n$. В такому випадку немає чіткого алгоритмічного шляху подальшого руху мітки і мережа може „зависнути“.

Конфліктна ситуація показана на рис. 3 а), де можуть бути активізовані переходи t_1 або t_2 , але спрацьовування одного з переходів приводить до неможливості спрацьовування переходу t_3 . Це приводить до ситуації „зависання“ мережі.

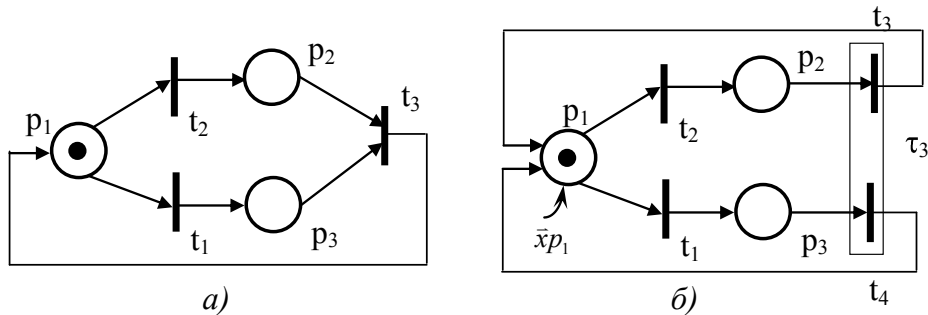


Рис. 3. Конфліктна ситуація (а) в управляючій мережі Петрі та один з варіантів (б) її усунення.

Наприклад, при виборі вершин переходів в порядку їх зростання, активованим буде перехід t_1 , мітка з'явиться у вершині p_2 , але ніколи не з'явиться у вершині місця p_3 , що приводить до неможливості спрацьовування вершини переходу t_3 . Таку ситуацію можемо розв'язати введенням керування у вершині місця p_1 та керованого макропереходу τ_3 , що складається з двох простих переходів t_3 та t_4 , який забезпечить вибір подальшого шляху мітки через вершину переходу t_1 чи t_2 , а також виконання роботи, передбаченої макропереходом τ_3 (рис. 3, б).

Управляюча мережа Петрі називається некритичною тільки тоді, коли вона не має неживих, небезпечних та конфліктних розміток. Наявність критичних якостей не дозволяє якісно проводити машинні експерименти з нею. Критичні ситуації можуть вказувати на протиріччя в структурі чи логіці побудови моделі. Для автоматичного аналізу та усунення критичних якостей потрібно локалізувати критичну властивість, тобто обмежити ділянку, яка буде замінена іншою алгоритмічною конструкцією, та підібрати алгоритмічну конструкцію, яка її замінить без порушення логіки функціонування мережі. Для реалізації цих задач розглянемо спочатку представлення основних алгоритмічних конструкцій функціональною модифікацією управляючих мереж Петрі [7].

Алгоритми програм, в основному, складаються з конструкцій розгалуження (умовного переходу) та конструкцій повторення (циклів). Розглянемо подання цих алгоритмічних конструкцій за допомогою обраної модифікації управляючих мереж Петрі та проаналізуємо їх властивості з точки зору безпеки.

Конструкція розгалуження може бути представлена за допомогою блок-схеми так, як показано на рис. 4 а). За допомогою ж мереж Петрі її можна подати декількома способами так як, наприклад, на рис. 4 б), в).

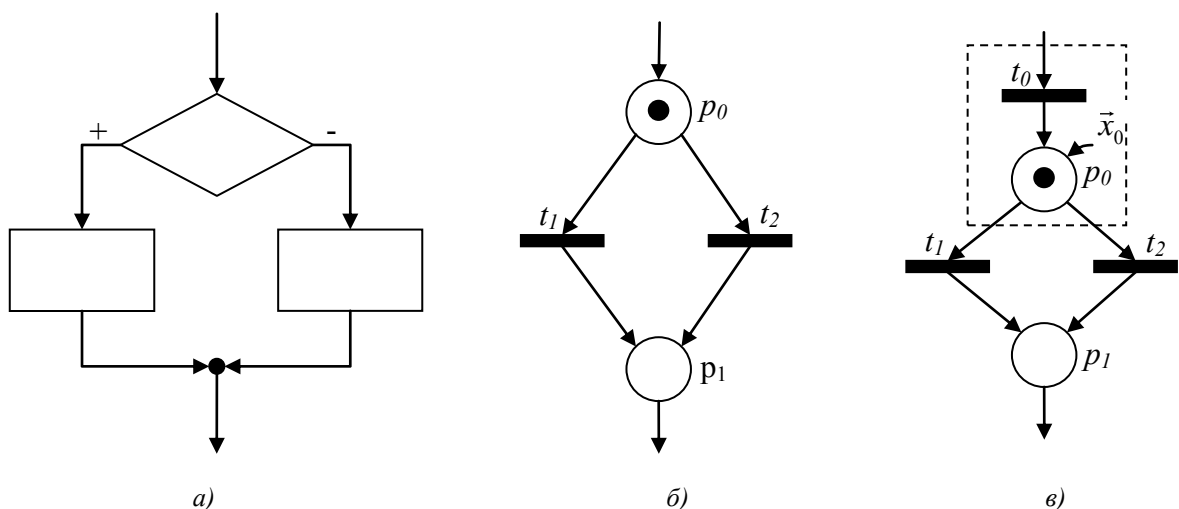


Рис. 4. Представлення конструкції розгалуження.

Проаналізуємо представлення даної конструкції мережами Петрі. Цілком зрозуміло, що розгалуження

повинно починатися з вершини місця, бо з цієї вершини мітка може перейти лише по одному з ребер до вершини переходу. Натомість, як вершина переходу розсилає мітки по всіх ребрах, що з неї виходять [8]. Але у представленні на рис. 4 б) у вершині місця p_0 виникає конфліктна ситуація по вибору активації переходів t_1 чи t_2 . Ця ситуація може бути вирішена шляхом додавання до вершини місця p_0 вершини переходу t_0 , у якій відбувається розрахунок умови, та вектору управління \vec{x}_0 вершиною p_0 , який згідно з розрахунками у t_0 вкаже на той перехід, який необхідно активувати. Отже, слід відмітити, що для коректного вибору шляху проходження мітки у розгалуженні, блок умовного переходу представляє собою примітив, що складається з вершини переходу, вершини місця та вектору управління вершиною місця (даний примітив показаний штриховою рамкою на рис. 4, в)). Відмітимо також і те, що конструкція розгалуження закінчується вершиною місця p_1 , яка чітко позначає межу описаної конструкції. Врахуємо наведені вище міркування при побудові інших алгоритмічних конструкцій.

У сучасних мовах програмування також існують деякі розширення конструкції розгалуження: а саме каскадне розгалуження (**if...then...elseif...then...else...**) та конструкція вибору. Наведемо також і їх представлення за допомогою мереж Петрі. На рис. 5 а) подано каскадне розгалуження, на рис. 5 б) конструкція вибору.

Що стосується конструкції повторення, то різні мови програмування мають у своєму арсеналі різні набори таких конструкцій. Серед них можна виділити цикли з передумовою, цикли з післяумовою та цикли з параметром. Розглянемо кожну з них окремо.

Конструкція повторення з передумовою представляється за допомогою блок-схеми так, як показано на рис. 6 а). Відповідна їй мережа Петрі зображена на рис. 6 б). Конструкція повторення з післяумовою представляється за допомогою блок-схеми так, як показано на рис. 7 а). Відповідна їй мережа Петрі зображена на рис. 7 б).

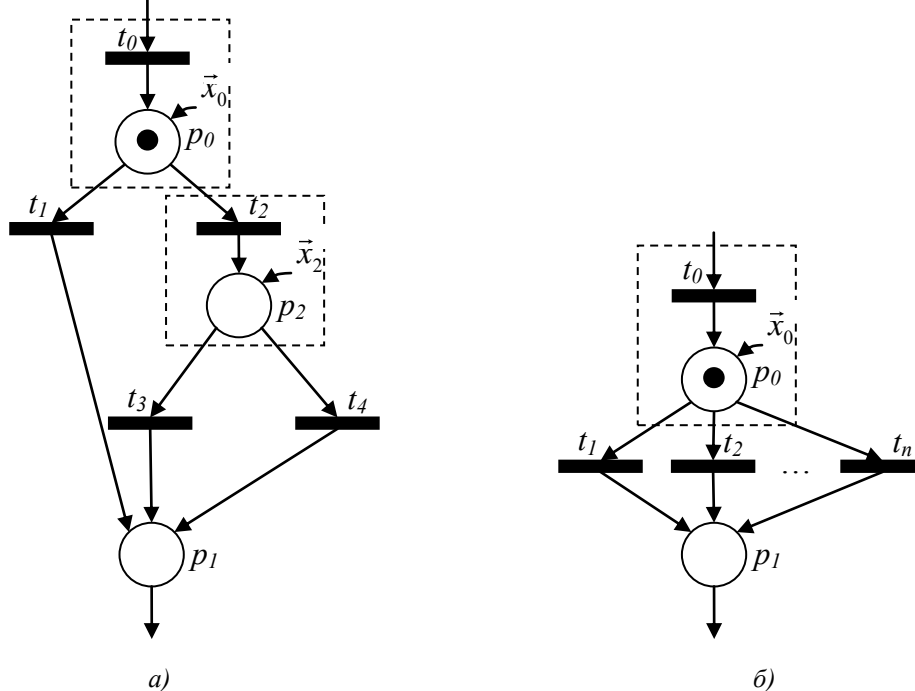


Рис. 5. Представлення розширених конструкцій розгалуження.

З рисунків 6 б) та 7 б) видно, що різниця між циклами з передумовою та післяумовою полягає лише у місці розташування блоку умовного переходу, що має аналогічну будову з відповідним блоком у конструкції розгалуження. З рисунків також видно, що, як і конструкція розгалуження, конструкція повторення теж закінчується вершиною місця, що вказує на її чітку межу в контексті всієї програми.

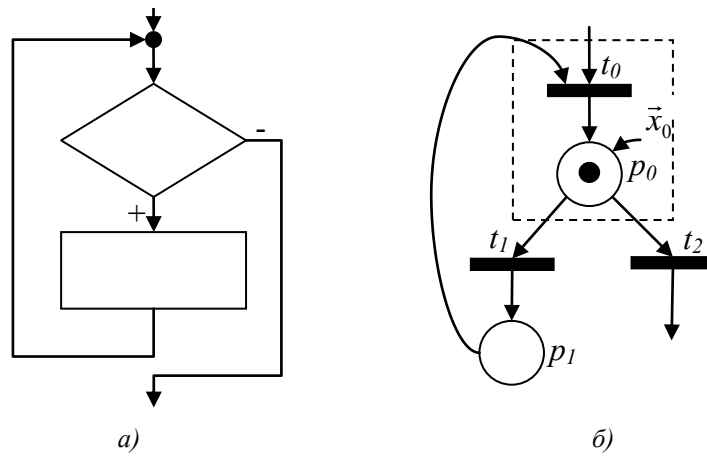


Рис. 6. Представлення конструкції повторення з передумовою.

Конструкція циклу з параметром може бути побудована за допомогою мереж Петрі аналогічно до конструкції повторення з передумовою (рис. 6 б). Дійсно, даний цикл є особливою конструкцією циклу з передумовою, у якій зміна і перевірка параметру відбувається автоматично на рівні заголовку циклу. Таким чином, за допомогою мереж Петрі достатньо просто побудувати і усі інші форми конструкцій повторення, якими можуть володіти різні мови програмування. Наведемо приклади ще двох типів циклів: безкінечного циклу (рис. 8 а) та циклу з довільно розташованою умовою виходу (рис. 8 б).

ВИСНОВКИ

З отриманих представлень конструкцій розгалуження і повторення можна зробити наступні загальні висновки: блок перевірки умови повинен складатися з трьох компонентів (вершини переходу для обрахунку умови, вершини місця для здійснення розгалуження по одній з дуг та вектору управління вершиною місця для вибору потрібної дуги при розгалуженні), кожна алгоритмічна конструкція має чіткі межі у контексті програми (починається вершиною переходу і закінчується вершиною місця).

Дані висновки можливо у подальшому використовувати при локалізації ділянок мережі, що мають критичні властивості, та при формуванні бібліотеки примітивів для заміни критичних ділянок. Для виділення небезпечних ділянок можливо переглядати ділянки алгоритмів, що не належать до автоматних мереж Петрі, які, як доведено [8], не мають критичних властивостей. При розглянутому в статті представленні розгалужень та циклів, ділянки лінійного коду, що містять ці конструкції, теж можна вважати безпечними.

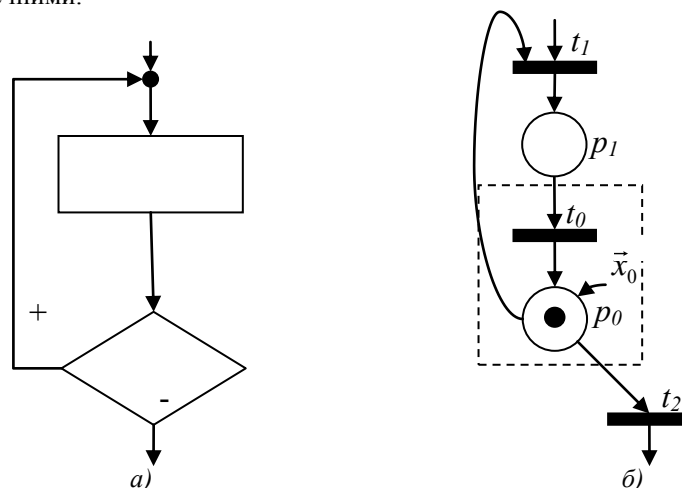


Рис. 7. Представлення конструкції повторення з післяумовою.

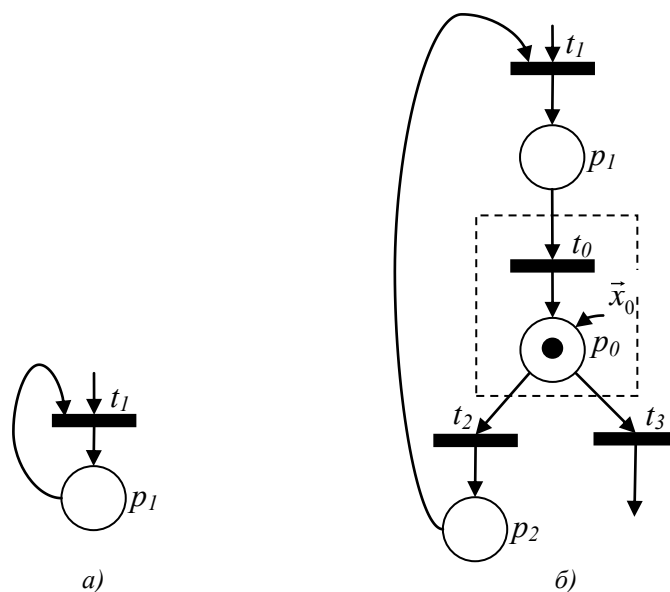


Рис. 8. Представлення інших типів конструкції повторення.

Такий підхід дозволить при аналізі алгоритмів обмежити ділянки для пошуку критичних властивостей, що підвищить ефективність автоматизованого аналізу алгоритмічних конструкцій. Такий підхід особливо актуальний для аналізу паралельних алгоритмів.

ЛІТЕРАТУРА

1. Flynn M., Very High Speed Computing Systems, Proceedings of the IEEE, vol. 5, 1966, pp. 1901 – 1990 (9).
2. Бройнль Томас. Паралельне програмування: Початковий курс: Навч. пос. / Пер. з нім. В.А. Святного. – К.: Вища школа, 1997. – 358 с.
3. Петерсон Дж. Теория сетей Петри и моделирование систем. – М.: Мир, 1984.
4. Касьянов В.Н., Евстигнеев В.А. Графы в программировании: обработка, визуализация, применение. – СПб.: БВХ - Петербург, 2003. – 1104 с.
5. Богатырёв Р.В. Об автоматном и асинхронном программировании. // Открытые системы. – 2001. – № 3. – С. 68-69.
6. Вальковський В.А., Яджак М.С. Про організацію паралельних обчислень в нейронних мережах // Отбор и обработка информации. - 2003. - Вып. 19(95). - С. 138-144.
7. Кузьмук В.В., Супруненко О.О. Застосування управляючих мереж Петрі для аналізу та розпаралелювання алгоритмів. // Информационные и моделирующие технологии: Материалы первой международной научно-технической конференции ИМТ-2008: Черкассы: изд. ЧНУ имени Богдана Хмельницкого, 2008. – С.8.
8. Кузьмук В.В. Сети Петри и моделирование параллельных процессов. – К.: АН УССР, Институт проблем моделирования в энергетике, 1985 – 64 с.

УДК 539.3

ВЗАИМОДЕЙСТВИЕ ШТАМПА С ОРТОТРОПНЫМ СЕКТОРОМ

Павленко А.В., Кагадий Т.С.

*Национальная металлургическая академия Украины,
Национальный горный университет*

Разработанный авторами метод возмущений позволил свести решение сложных задач теории упругости анизотропных сред к последовательному решению краевых задач теории потенциала.