ГЛИБОВЕЦЬ МИКОЛА МИКОЛАЙОВИЧ,
професор, доктор фізико-математичних наук, декан факультету інформатики
Національного університету "Києво-Могилянська Академія".
Адреса для листування: Київ, вул. Сковороди, 2, корпус 1, тел. 463-69-85,
e-mail: glib@ukma.kiev.ua

ГЛ0М03ДА ДМИТРО КОСТЯНТИНОВИЧ,
магістр, аспірант кафедри інформатики
Національного університету "Києво-Могилянська Академія".
Адреса для листування: 03037, Київ, вул. Максима Кривоноса, д. 14, кв. 7,
e-mail: dmtrglm@yahoo.com

СКЛАДНІСТЬ ЗАДАЧІ ВЕРИФІКАЦІЇ КООРДИНАЦІЙНОГО МЕХАНІЗМУ СИСТЕМИ ПРОГРАМНОЇ ПІДТРИМКИ МЕРЕЖНОЇ СПІВПРАЦІ

Вступ

Метою даної роботи буде вирішення питань, пов'язаних із І розв'язанням задачі верифікації координаційного механізму (далі КМ) для колаборативної системи програмної підтримки мережної співпраці, розпочату в праці [1]. Запропонована в попередніх роботах [1; 2] мережна модель колаборативної системи базується на структурі колаборативного середовища, складовими елементами якої є сеанси, користувачі, спільні ресурси та рівні, за допомогою яких реалізується рівневий протокол доступу до ресурсів.

До складу колаборативної системи входять N користувачів, M сеансів, L ресурсів та координаційний механізм — сукупність позицій та переходів мережі Петрі, що зв'язує користувачів, сеанси та ресурси. В нашій моделі це блок, що включає в себе контролери рівнів (кожному рівню відповідає один ресурс) та механізм забезпечення взаємовиключення при створенні сеансу.

Задача верифікації КМ та її обчислювальна складність

На неформальному рівні задача верифікації КМ полягає у визначенні придатності даного КМ до використання в колаборативній системі, тобто, іншими словами, перевірці відповідності КМ певним специфікаціям, що регламентують принципи та результати роботи системи. Перед тим, як виписати формальне визначення цієї задачі, дамо наступні означення.

Недопустимими називатимемо стани, в яких два або більше користувачів одночасно є керівниками одного й того самого сеансу та/або утримувачами одного й того самого рівня. Всі інші стани називатимемо *допустимими.*

Тоді на формальному рівні задачу верифікації КМ можна визначити таким чином:

Дано: N користувачів, L рівнів (кожному рівню відповідає один окремий ресурс), M сеансів, координаційний механізм.

Відповісти: «Так», якщо за будь-якого досяжного варіанту маркування мережі Петрі, що відповідає КМ, виконується умова допустимості маркування (тобто маркування відповідає допустимому стану). Інакше відповісти «Ні».

В такому вигляді задача верифікації КМ подібна до задачі верифікації агентів, розглянутої Вулдріджем та Данном [3]. КМ можна співставити з агентом, що виконує задачу підтримки — утримує середовище в одному з допустимих станів.

Пробігом агента в системі називатимемо послідовність станів середовища та дій агента, внаслідок яких і відбувається зміна станів середовища.

Для перевірки надійності нашого координаційного механізму нам достатньо перевірити, що кожний користувач може почергово в якості керівника кожного з можливих сеансів доступитися до кожного з можливих ресурсів. При цьому зручно накласти додаткову умову, що лише керівник сеансу може одержати доступ до ресурсу, оскільки просте приєднання до вже активованого сеансу не є взаємовиключним. Таким чином, всю множину можливих пробігів можна звести до одного скінченного пробігу (позначимо його R^*).

Етапом пробігу називатимемо такий стан системи, в якому всі складові нашого середовища використовуються максимально повно. Це означає, що якщо, наприклад, N = M = L, то кожен користувач керує рівно одним сеансом та утримує рівно один рівень. Насправді всі інші варіанти, коли кількість користувачів, сеансів та рівнів різна ($N = n$, $M = m$, $L = l$; $(n \neq m) \vee (l \neq n) \vee (m \neq l)$), можна окремо не розглядати, оскільки вони зводяться до випадку, коли $N = M = L = \min(n, m, l) = n$. Пояснюється це таким чином:

а) за надлишкові сеанси та/або рівні користувачі не змагаються, тож окремо координувати їх використання немає потреби;

б) якщо користувачів забагато, то на кожному етапі робота КМ зводиться до узгодження роботи m користувачів (по одному на сеанс). Ті ж, кому не вистачило сеансу, з його точки зору перебувають поза системою, оскільки, згідно з додатковою умовою, доступ до ресурсу можливий лише для керівників сеансу, і дії цих користувачів, знов-таки, координувати не потрібно.

Предикат ψ побудуємо так:

- $x_{i,j}$ — значення «істина» $\leftrightarrow$ в мережі Петрі в позиції «Користувач U_i є керівником сеансу S_j» стоїть фішка, інакше «хиба».
- $y_{i,k}$ — значення «істина» $\leftrightarrow$ в мережі Петрі в позиції «Користувач U_i є утримувачем рівня F_k » стоїть фішка, інакше «хиба».
- Формула $\forall x_{1,1}\ \forall x_{1,2} \ldots \forall x_{1,n}\ \forall x_{2,1} \ldots \forall x_{n,n}\ \forall y_{1,1}\ \forall y_{1,2} \ldots \forall y_{1,n}$ $\forall y_{2,1} \ldots \forall y_{n,n}\ [\rceil(x_{1,1} \wedge x_{2,1}) \wedge \rceil(x_{1,1} \wedge x_{3,1}) \wedge \ldots] \wedge [\rceil(y_{1,1} \wedge y_{2,1}) \wedge$ $\rceil(y_{1,1} \wedge y_{3,1}) \wedge \ldots]$ (1) розшифровується як «Система перебуває в допустимому стані».

Специфікація нашої задачі матиме вигляд:

$$\psi(r) = \begin{cases} \textit{істина – якщо co – NP – складна формула (1)} \\ \textit{набуває значення "істина";} \\ \\ \textit{хиба – в іншому випадку} \end{cases} \qquad (2)$$

Згідно з [3, P. 120—121], задача верифікації агентів для $\sum_u^p$-складних специфікацій задачі за обчислювальною складністю є $\prod_{u+1}^p$ -повною. Проте безпосередньо застосувати результат з праці [3] до нашої задачі не можна, оскільки специфікація задачі в нашому випадку є co-NP-повною (або $\prod_1^p$), бо містить лише квантори узагальнення. Тому для визначення складності задачі верифікації КМ потрібно довести лему:

Лема 1: Задача верифікації агентів для co-NP-повних специфікацій задачі буде за обчислювальною складністю co-NP-повною.

Доведення. co-NP-складність випливає безпосередньо зі складності специфікації задачі. Щоб довести co-NP-повноту, зведемо задачу визначення істинності КБФ, яка містить лише квантори узагальнення, до задачі верифікації агентів. Матимемо таку структуру:

$$\forall \bar{x}_1\ \forall \bar{x}_2 \ldots \forall \bar{x}_n\ \chi(\bar{x}_1, \ldots, \bar{x}_n)\ (3)$$

де:

- кожне $\bar{x}_i$ — скінченний набір булевих змінних;
- $\chi(\bar{x}_1,\ldots,\bar{x}_n)$ — формула логіки висловлювань на множині булевих змінних $\bar{x}_1,\ldots,\bar{x}_n$.

Задача верифікації агентів на основі формули (3) будується таким чином. Нехай $\bar{x}_1 = x_1^1, x_1^2, \ldots, x_1^m$ — найбільш зовнішній набір квантифікованих змінних. Кожній з цих змінних x_1^i поставимо у відповідність два можливих стани середовища: $e_{x_1^i}$ та $e_{\neg x_1^i}$, що відповідають значенням «істина» та «хиба» змінної x_1^i. Початковий стан середовища позначимо e_0. Середовище дозволяє агенту виконувати лише дію a_0, і на і-те виконання цієї дії середовище відповідає переходом у стан $e_{x_1^i}$ або $e_{\neg x_1^i}$. Після m-го виконання дії a_0 пробіг завершується. Таким чином, кожний пробіг приписує кожній узагальнено квантифікованій змінній з множини $\bar{x}_1 = x_1^1, x_1^2, \ldots, x_1^m$ своє значення, при цьому множина всіх можливих пробігів відповідає множині всіх можливих комбінацій значень цих змінних. Для даного пробігу r $\chi(\bar{x}_1,\ldots,\bar{x}_n)[r/\bar{x}_1]$ — булева формула, отримана з формули $\chi(\bar{x}_1,\ldots,\bar{x}_n)$ шляхом заміни кожної змінної x_1^i її значенням («істина» чи «хиба»), яке ця змінна одержала в рамках пробігу r.

Тоді специфікація задачі ψ матиме вигляд:

$$\psi(r) = \begin{cases} \textit{істина} - \textit{якщо co}-NP-\textit{складна формула} \\ \qquad \forall \bar{x}_2 \ldots \forall \bar{x}_n\, \chi(\bar{x}_1,\ldots,\bar{x}_n)[r/\bar{x}_1] \\ \textit{набуває значення "істина"}; \\ \\ \qquad \textit{хиба} - \textit{в іншому випадку} \end{cases} \qquad (4)$$

Вхідна формула (3) набуватиме значення «істина» тоді, коли всі пробіги агента задовольняють специфікацію (4). Оскільки зведення поліноміальне, задача верифікації є за обчислювальною складністю co-NP-повною, що і треба було довести.

Тепер визначимо складність задачі верифікації КМ:

Теорема 1: Задача верифікації КМ є за обчислювальною складністю co-NP-повною.

Доведення. Специфікація задачі верифікації КМ (2) за обчислювальною складністю co-NP-повна. Згідно з лемою 1, задача верифікації агентів, яка є подібною до задачі верифікації КМ, у випадку co-NP-повної специфікації задачі є за обчислювальною складністю co-NP-повною. Отже, задача верифікації КМ є за обчислювальною складністю co-NP-повною, що і треба було довести.

Висновки

Одержаний у вигляді теореми 1 результат дозволяє віднести задачу верифікації координаційного механізму до вже відомого і дослідженого класу задач та є важливим для аналізу загальної моделі системи програмної підтримки мережної співпраці з довільною кількістю користувачів, сеансів та ресурсів.

ЛІТЕРАТУРА

1. *Глибовець М.М., Гломозда Д.К.* Формальна модель координаційно-орієнтованої мережі для колаборативної системи навчання // Проблеми програмування. — 2006. — № 2—3. Спец. вип. — С. 402—412.
2. *Глибовець М.М.* Моделі та методи створення і супроводу високопродуктивного розподіленого навчального середовища: Автореф. дис... д-ра фіз.-мат. наук: 01.05.03 / НАН України; Інститут кібернетики ім. В.М.Глушкова — К., 2006. — 36 с.
3. *Wooldridge M., Dunne P.E.* The Computational Complexity of Agent Verification // Intelligent Agents VIII: Proceedings of the Eigth International Workshop on Agent Theories, Architectures, and Languages (ATAL-2001). — Berlin: Springer-Verlag, 2002. — P. 115—127.