

УДК 519.816

Д.М. Обідін

Кіровоградська льотна академія Національного авіаційного університету, Кіровоград

ВЕРИФІКАЦІЯ РОЗПОДІЛЕНОЇ БАЗИ ЗНАНЬ СИСТЕМИ УПРАВЛІННЯ ПЕРСПЕКТИВНОГО ЛІТАЛЬНОГО АПАРАТА НА ОСНОВІ ПОБУДОВИ МІНІМАЛЬНО ДОСТАТНІХ СТРУКТУР

Запропоновано модель спрощеної верифікації розподілених баз знань інтелектуальних систем управління перспективних літальних апаратів на основі використання мінімально достатніх структур перевіро-чних зв'язків, дано визначення та наведено ознаки мінімально достатньої структури верифікації.

Ключові слова: розподілена база знань, верифікація, блукаюче діагностичне ядро, перспективний літальний апарат, мінімально достатня структура.

Вступ

Сучасний літальний апарат (ЛА) – це складний комплекс, який поєднує різноманітні пристрої та системи. Особливістю систем управління перспективних ЛА є широке застосування засобів штучного інтелекту на основі розподілених баз знань (РБЗ). При цьому на передній план наукових досліджень виходить проблема забезпечення функціональної стійкості такої РБЗ, яка полягає у забезпеченні достатньої функціональності бази знань в умовах впливу різноманітних дестабілізуючих чинників. У цьому аспекті найбільш складним є етап виявлення (верифікація) некоректних модулів РБЗ з метою перебудови подальшої роботи системи управління.

Постановка проблеми. Загальна проблема верифікації баз знань обумовлюється структурними особливостями побудови сучасних систем управління, у яких передбачається автоматизоване поповнення баз знань (самонавчання) та не виключаються також можливі технічні (програмні) збої, що може впливати на їх цілісність, а відтак, і обумовлюватиме необхідність динамічної верифікації РБЗ у процесі їх функціонування. Проблема значно ускладнюється у випадку жорстких часових та ресурсних обмежень (під час польоту ЛА), що вимагає необхідності розробки ефективних методів верифікації РБЗ на основі нових підходів та моделей.

Аналіз публікацій. Проблематиці верифікації РБЗ присвячено значну кількість публікацій. Так у [1] здійснено загальну постановку проблеми верифікації. У [2] розглядаються концептуальні підходи щодо реалізації механізмів верифікації. У [3] пропонуються моделі перевірок цілісності та повноти РБЗ. У [4 – 5] розроблено достатньо ефективні алгоритми верифікації різноманітних РБЗ, хоча через складність моделей можливість реалізації таких алгоритмів є вкрай сумнівною. У [6] розглядається можливість спрощення РБЗ шляхом трансляції їх у матричну форму для подальшої верифікації, при цьому

методика перевірок не пропонується. Крім того, усі зазначені підходи вимагають необхідності наявності людини (групи експертів) у процесі верифікації, що досить складно забезпечити у польоті ЛА.

Результати досліджень у сфері теорії діагностування розподілених обчислювальних систем свідчать, що в більшості випадків немає необхідності застосування жорстких структур (наприклад, як при паралельному діагностуванні [7]). Діагностування можна здійснювати з тією ж достовірністю меншим числом перевірок, чим досягається вираш у часі діагностування. На основі підходу [8] було побудовано загальну верифікаційну модель РБЗ на основі взаємних перевірок окремими модулями один одного з подальшим визначенням множини некоректних модулів. Разом з тим, при значній кількості модулів РБЗ та результатів їх взаємних перевірок виникає проблема їх ефективної обробки у реальному масштабі часу. Тому для РБЗ реального часу існує проблема розроблення спрощених процедур верифікації.

Мета статті полягає у розробленні компактною верифікаційної моделі РБЗ, яка б дозволяла визначати збої та некоректності РБЗ на основі спрощених структур перевірочних зв'язків.

Верифікаційна модель розподіленої бази знань

Подання РБЗ у вигляді набору зв'язаних між собою модулів дозволяє подати її діагностичну модель у вигляді орієнтованого графа $G(V, E)$, множина вершин якого $V = \{v_i\}$ відповідає модулям РБЗ, а орієнтовані ребра $E = \{v_i, v_j\}$ – елементарним перевіркам між модулями системи.

Після виконання набору перевірок в системі кожному перевірочному зв'язку (ребру E_{ij}) ставиться у відповідність результат перевірки r_{ij} , який може приймати значення

$$r_{ij} = \begin{cases} 0, & \text{if } v_i - \text{корект.}, v_j - \text{корект.}; \\ 1, & \text{if } v_i - \text{корект.}, v_j - \text{некорект.}; \\ x = \{0 \vee 1\}, & \text{if } v_i - \text{некорект.}, \end{cases} \quad (1)$$

де $x = \{0 \vee 1\}$ – може мати рівноймовірно значення 0 або 1.

Кожна вершина верифікаційного графа характеризується локальним ступенем витікаючих ребер α_i^+ і локальним ступенем вхідних ребер α_i^- .

Верифікаційний граф задається матрицею суміжності $A = \{a_{ij}\}, i, j = 1 \dots n$, де a_{ij} – елементи матриці суміжності ВГ, приймають значення 1, якщо існує ребро $e_{ij} = \{v_i, v_j\} \in E$ і 0 – у інших випадках.

При значній кількості модулів, з яких складається РБЗ, та великій кількості взаємних перевірок процес визначення некоректних модулів значно ускладнюється, що є неприйнятним в умовах функціонування систем управління реального часу, тому, для урахування динаміки зміни структури верифіка

ційних зв'язків пропонується ввести в розгляд *характеристичні числа* поточної структури і *мінімально-достатні структури* для верифікації.

Характеристичні числа структури верифікаційних зв'язків

Одним із складних завдань, що вирішуються в процесі побудови систем верифікації, є підвищення достовірності D діагнозу, отриманого після виконання алгоритму дешифрування інформації, що верифікується. Стосовно запропонованої методики верифікації РБЗ, вищезгадане завдання набуває сенсу зняття невизначеності отриманого синдрому $R = \{r_{ij}\}$. Дослідження, проведені в [9], показали, що підвищити достовірність D верифікації можна за рахунок визначення (або призначення) підмножини коректних модулів $X_C \in V$.

Припустимо, в якийсь момент часу в одному з модулів накопичено верифікаційну інформацію – результати перевірок і структуру верифікаційних зв'язків (рис. 1).

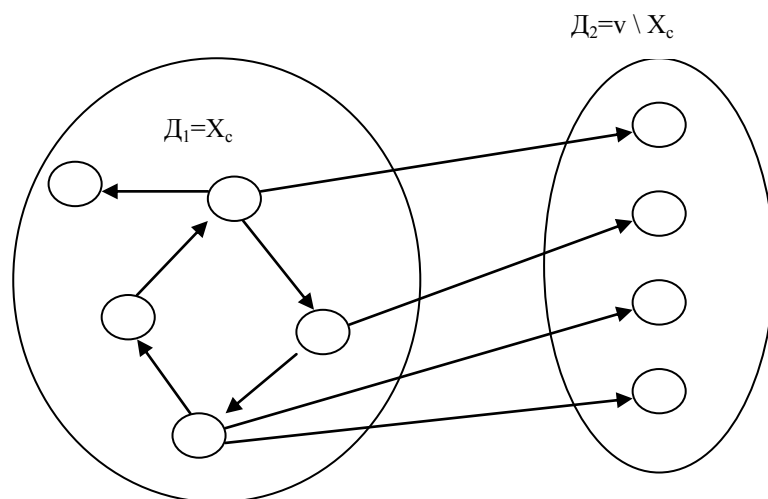


Рис. 1. Виділення дводольного орієнтованого підграфа у діагностичному графі

У цій структурі виділяється дводольний підграф, у якому:

$D_1 = X_C$ – підмножина модулів, які перевіряють підмножину модулів, що залишилася.

$D_2 = v \setminus X_C$ – підмножина модулів, що перевіряються, з боку модулів $v_i \in X_C$.

Тепер можна розглянути два випадки:

1. Модулі $v_i \in D_1$ всі коректні, про що відомо заздалегідь, до початку процедури верифікації. При цьому результати перевірок $r_{ij} | v_i \in D_1, v_j \in D_2$, однозначно визначають стан модулів $v_j \in D_2$. Решта результатів перевірок (усередині частин дводольного графа, з модулів D_2 у модулі D_1)

$$R \setminus \{r_{ij}\}, \quad r_{ij} | v_i \in D_1, v_j \in D_2 \quad (2)$$

не мають ніякого значення.

2. Заздалегідь невідомий стан модулів $v_i \in D_1 = X_C$, але за інформацією про структуру верифікаційних зв'язків

$$\{r_{ij}\} / v_i \in D_1, v_j \in D_1 \quad (3)$$

можна підрахувати ймовірність коректного стану модулів v_i :

Визначена таким чином ймовірність апріорно характеризуватиме достовірність D . Розглядатимемо тільки другий випадок як найбільш загальний для верифікації РБЗ.

Якщо у поточній структурі верифікаційних зв'язків можна виділити не одну, а декілька підмно-

жин X_C , то верифікацію буде виконано з більшою достовірністю. Таким чином, числом підмножин X_C можна характеризувати верифікаційні властивості структури верифікаційних зв'язків. З цією метою вводяться у розгляд характеристичні числа структури верифікаційних зв'язків $C_k, k = 1, \dots, N$.

Визначення. Характеристичним числом $C_k, k = 1, \dots, N$ верифікаційного графа, складеним за структурою верифікаційних зв'язків, є відношення кількості різних підмножин модулів X_C , що складаються з k модулів, які перевіряють решту модулів системи $V \setminus X_C$.

Таким чином, якщо в структурі верифікаційних зв'язків, зображеній на рис. 2, можна виділити дві підмножини ($X_{C_1} = \{v_1, v_2\}$, $X_{C_2} = \{v_1, v_3\}$), які перевіряють решту всіх модулів, то характеристичне число даної структури $C_2 = 2$. У цій же структурі верифікаційних зв'язків можна виділити п'ять підмножин з трьох модулів: $X_{C_1} = \{v_1, v_2, v_3\}$, $X_{C_2} = \{v_1, v_2, v_4\}$, $X_{C_3} = \{v_1, v_2, v_5\}$, $X_{C_4} = \{v_1, v_3, v_4\}$, $X_{C_5} = \{v_1, v_4, v_5\}$. Отже, характеристичне число даної структури $C_3 = 3$.

Для наведеного прикладу верифікаційного графа (рис. 2) характеристичні числа матимуть наступні значення: $C_1 = 0$; $C_2 = 2$; $C_3 = 5$; $C_4 = 4$; $C_5 = 1$.

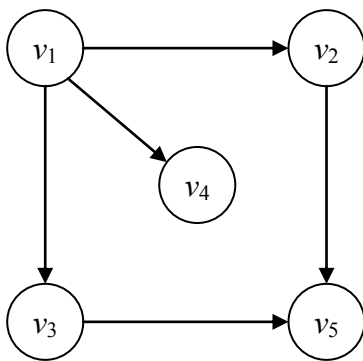


Рис. 2. Поточна структура верифікаційних зв'язків

Очевидно, що чим більшими будуть характеристичні числа структури, тим вище її верифікаційні властивості. Тому на підставі характеристичних чисел можна встановити ознаку достатності для верифікації.

Одним з важливих завдань є визначення характеристичних чисел по поточній структурі верифікаційних зв'язків. Для визначення чисел C_k вводиться в розгляд модернізована матриця системи A_m , яка виходить з матриці A_s заміною всіх ненульових елементів одиницями:

$$a_{mij} = \begin{cases} 1, & \text{if } a_{sij} \neq 0; \\ 0, & \text{if } a_{sij} = 0, \end{cases} \quad (4)$$

де $a_{sij} \in A_s$.

Для модифікованої матриці A_m характеристичні числа C_k означатимуть кількість різних варіантів покриттів всіх стовпців ненульовими елементами вибраним k числом рядків. Характеристичні числа C_k можуть бути визначені шляхом повного перебору всіх елементів матриці A_m . Наприклад:

$$C_2 = \frac{1}{2} \sum_{k=1}^n \sum_{i=1}^n \left[\prod_{j=1}^n (a_{kj} \vee a_{ij}) \right], \quad a_{kj}, a_{ij} \in A_m. \quad (5)$$

Слід зазначити, що трудомісткість алгоритму на основі (5) є достатньо високою. У загальному випадку для визначення C_k в системі з $N=5$ модулями, алгоритм визначає C_k за kn^{k+2} кроків.

Для великих значень k ($k \geq n-3$) трудомісткість алгоритму буде вищою, ніж $O(n^n)$. У цьому випадку алгоритм буде експоненціальним [10] і для великих n непридатним для реалізації в бортових ЕОМ.

У зв'язку з цим, пропонується інший спосіб визначення характеристичних чисел структури C_k – на основі використання мінімально-достатніх структур.

Мінімально-достатні структури для верифікації та їх ознаки

Введемо до розгляду поняття *мінімально-достатньої структури* верифікаційних зв'язків для β коректних модулів і позначимо її $(МДС)_\beta$. Так, для $\beta = 2$, $(МДС)_2$ – це така структура, у якій всі вершини верифікаційного графа безпосередньо досяжні з двох вершин. Очевидно, що $(МДС)_2$ має характеристичне число $C_2 = 1$. В цьому випадку $C_2 = 1$ означає, що в системі передбачаються коректними два модулі РБЗ, які перевіряють решту модулів системи, що залишилися.

Визначення. Мінімально-достатньою структурою $(МДС)_\beta$ є така структура верифікаційних зв'язків, в якій підмножина, що складається з N_β вершин, безпосередньо пов'язана з рештою $N - N_\beta$ вершинами верифікаційного графа. На основі порівняння числа ребер графа з числом його вершин встановлюються ознаки $(МДС)_\beta$ (рис. 3).

На рис. 3 позначено:

N_β – кількість вершин графа, відповідні модулі яких передбачаються коректними, і які перевіряють решту $N - N_\beta$ модулів;

M_β – кількість ребер підграфа, утвореного множиною $\{N_\beta\}$ вершин;

α_i^+ – локальний ступінь витікаючих ребер для вершини v_i .

Для мінімально достатніх структур вводяться наступні вимоги:

відсутність кратних ребер;

відсутність ізольованих вершин;

підграф, утворений множиною вершин $\{N_\beta\}$, є зв'язним.

Підграф називається зв'язним, якщо для будь-якої пари вершин a і b ($a, b \in \{N_\beta\}$) можна прокласти маршрут з кінцями в a і b [11].

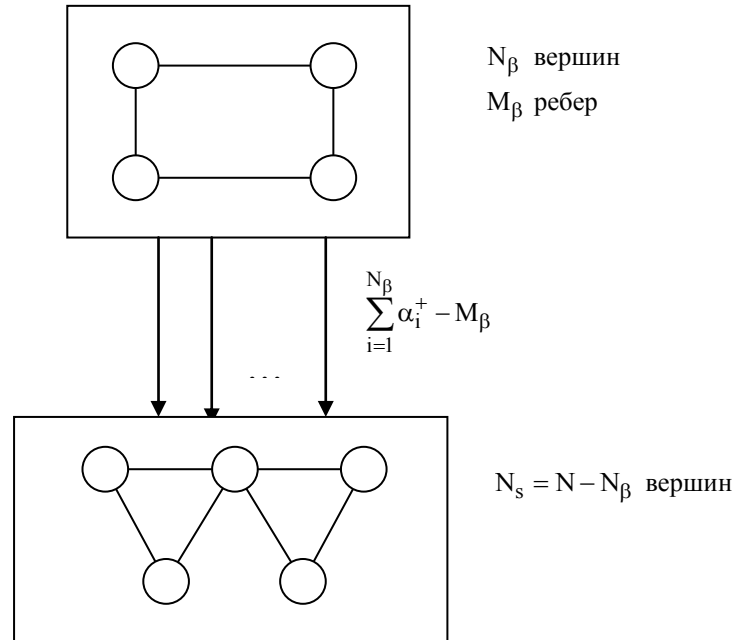


Рис. 3. Визначення мінімально-достатньої структури $(МДС)_\beta$

У даному випадку $(МДС)_\beta$ розглядається відносно N_β вершин, які зв'язані між собою M_β ребрами.

Всього множина вершин $\{N_\beta\}$ має $\lambda_\beta = \sum_{i=1}^{N_\beta} \alpha_i^+$

витікаючих ребер, де $v_i \in \{N_\beta\}$. Тоді $\lambda_\beta - M_\beta$ означає кількість ребер, що отримуються підмножиною вершин, що залишилася $\{N_s\} = \{N\} / \{N_\beta\}$. Очевидно, що для того, щоб кожна вершина з підмножини $\{N\} / \{N_\beta\}$ отримувала ребро від однієї з вершин, що належать $\{N_\beta\}$, необхідно, щоб:

$$\sum_{i=1}^{N_\beta} \alpha_i^+ - M_\beta \geq N - N_\beta. \quad (6)$$

Проте, умова (6) є лише необхідною, але не достатньою умовою. Це пояснюється тим, що ребра, що виходять з підмножини вершин $\{N_\beta\}$ і входять в підмножину $\{N_s\}$, не обов'язково входять по одній в кожную вершину $\{N_\beta\}$. Може так статися, що в одну вершину входить декілька ребер, в той час,

як в іншу – жодного. В цьому випадку остання вершина буде недосяжна безпосередньо з $\{N_\beta\}$, що суперечить визначенню МДС. Для того, щоб врахувати чи всі вершини $\{N_s\}$ отримують хоч би одне ребро з $\{N_\beta\}$, вводиться друга умова (умова достатності):

$$\sum_{i=1}^{N_\beta} \alpha_i^+ - M_\beta - \sum_{\alpha_i^+} Tr \geq N - N_\beta, \quad (7)$$

де α_i^+ – локальні ступені витікаючих ребер для вершини $v_i \in \{N_\beta\}$; M_β – кількість ребер між вершинами підмножини $\{N_\beta\}$; N_β – кількість вершин, щодо яких розглядається МДС; N – загальна кількість вершин верифікаційного графа; Tr – транзитивне замикання між вершинами підмножини $\{N_\beta\}$.

Очевидно, що умова (7) включає умову (6). Проте, поділ на дві умови є виправданим з наступних міркувань.

В більшості випадків перевірку структури (чи не є вона мінімально-достатньою) можна здійснити за

умовою (6). В тому випадку, якщо (6) виконується, то структура може належати до класу МДС. Точно встановити її належність можна тільки за складною умовою (7). Складність полягає у визначенні транзитивних замикань Tr , які можуть бути визначені як:

$$Tr(i, j) = \{ \Gamma(i) \cap \Gamma(j) \},$$

де $\Gamma(i)$ – підмножина вершин, безпосередньо досяжних з v_i .

На підставі визначення належності поточної структури верифікаційних зв'язків до класу МДС, а також підрахунку кількості мінімально-достатніх підструктур, що містяться у діагностичному графові, можна визначити характеристичні числа C_k отриманої структури верифікаційних зв'язків.

Висновки

Таким чином, застосування мінімально достатніх структур перевірочних зв'язків дає змогу значно спростити увесь процес верифікації РБЗ та ефективно визначити загальну структуру верифікаційних зв'язків на основі первинної діагностичної інформації. При цьому, перевірки виконуються випадковим чином, що і обумовлює гнучкість структури верифікаційних зв'язків.

Гнучкість структури верифікаційних зв'язків забезпечує значні переваги над жорсткими структурами в плані залежності реалізації цих зв'язків (елементарних перевірок) від ступеня завантаження РБЗ при її застосуванні. Зокрема, при жорсткій структурі у деяких модулях можливе очікування (виникнення черги завдань) для виконання призначеної перевірки. Перевага гнучкої структури над жорсткою полягає також в тому, що при гнучкій немає необхідності в розробці алгоритму диспетчеризації виконання елементарних перевірок у системі.

Напрямок подальших досліджень у сфері верифікації розподілених баз знань систем управління перспективним ЛА може бути розробка алгоритмів визначення характеристичних чисел структур верифікаційних зв'язків та методів обчислення загального діагностичного синдрому розподіленої бази знань на основі елементарних перевірок.

Список літератури

1. Гаврилова Т.А. Базы знаний интеллектуальных систем / Т.А. Гаврилова, В.Ф. Хорошевский. – СПб.: Питер, 2000. – 384 с.
2. Тейз А. Логический подход к искусственному интеллекту. От модальной логики к логике баз данных / А. Тейз, П. Грибомон, Г. Юлен. – М.: Мир, 1998. – 430 с.
3. Уэно Х. Представление и использование знаний // Х. Уэно, Т. Кояма, Т. Окамото и др. – М.: Мир, 1989. – 220 с.
4. Liu W. Rule-Based Detection of Inconsistency in UML Model / W. Liu, S. M. Easterbrook, J. Mylopoulos. – Workshop on Consistency Problems in UML-Based Software Development, 2002. – P. 106-123.
5. Вагин В.Н. Достоверный и правдоподобный вывод в интеллектуальных системах / В.Н. Вагин, Е.Ю. Головина, А.А. Загорянская, М. В. Фомина; Под ред. В.Н. Вагина, Д.А. Поспелова. – М.: Физматлит, 2004. – 704 с.
6. Maghrabi S.M.A. Matrix Verification of Knowledge-Based System / S.M.A. Maghrabi // JKAU Science. – 2001. – Vol. 13. – P. 63-82.
7. Основы технической диагностики. В 2-х книгах. Книга 1. Модели объектов, методы и алгоритмы диагноза / Под ред. П.П. Пархоменко. – М.: Энергия, 1976. – 464 с.
8. Барабаш О.В. Построение функционально устойчивых распределенных информационных систем. – К.: НАОУ, 2004. – 224 с.
9. Барабаш О.В. Спосіб збирання діагностичної інформації при виконанні самодіагностування в розподілених інформаційних системах / О.В. Барабаш, О.В. Чмут // Збірник наукових праць Харківського університету Повітряних Сил. – Х.: ХУ ПС, 2007. – Вип. 2 (14). – С. 93-97.
10. Бондарев В.М. Основы программирования / В.М. Бондарев, В.И. Рублинецкий, Е.Г. Качко. – Х.: Фолио, 1997. – 368 с.
11. Оре О. Графы и их приложение / О. Оре. – М.: Эдиториал, 2003. – 224 с.

Надійшла до редколегії 25.07.2012

Рецензент: д-р техн. наук, проф. О.В. Барабаш, Національний авіаційний університет, Київ.

ВЕРИФИКАЦИЯ РАСПРЕДЕЛЕННОЙ БАЗЫ ЗНАНИЙ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ ПЕРСПЕКТИВНОГО ЛЕТАТЕЛЬНОГО АППАРАТА НА ОСНОВЕ ПОСТРОЕНИЯ МИНИМАЛЬНО ДОСТАТОЧНЫХ СТРУКТУР

Д.Н. Обидин

Предложена модель упрощенной верификации распределенных баз знаний интеллектуальных систем управления перспективных летательных аппаратов на основе использования минимально достаточных структур проверочных связей, дано определения и приведены признаки минимально достаточной структуры верификации.

Ключевые слова: распределенная база знаний, верификация, блуждающее диагностическое ядро, перспективный летательный аппарат, минимально достаточная структура.

THE VERIFICATION OF THE DISTRIBUTED KNOWLEDGE BASE FOR FUTURE AIRCRAFT CONTROL SYSTEM WITH MINIMIZED VERIFICATION STRUCTURES

D.M. Obidin

The article highlights the simplified model of verification for the distributed knowledge base of intelligent future aircraft control system on the basis of minimized verification structures. The statement and characteristics of minimized verification structures are given.

Keywords: distributed knowledge base, verification, moving diagnostic core, future aircraft, minimized verification structure.