

---

УДК 519.816

Д.М. Обідін

*Державна льотна академія України, Кіровоград*

## **ВЕРИФІКАЦІЙНА МОДЕЛЬ РОЗПОДІЛЕНОЇ БАЗИ ЗНАНЬ СИСТЕМИ УПРАВЛІННЯ ПЕРСПЕКТИВНОГО ЛІТАЛЬНОГО АПАРАТА**

*Запропоновано загальну модель верифікації розподілених баз знань інтелектуальних систем управління перспективних літальних апаратів на основі баєсівського підходу з використанням блукаючого діагностичного ядра, яка дозволяє визначати наявність збоїв та некоректностей у базі знань із заданим ступенем достовірності.*

**Ключові слова:** *розподілена база знань, верифікація, блукаюче діагностичне ядро, перспективний літальний апарат.*

### **Вступ**

Особливістю систем управління перспективних літальних апаратів (ЛА) є широке застосування засобів штучного інтелекту на основі розподілених баз знань (РБЗ). При цьому надійність виведення на таких базах знань та підтримання їх у валідному стані залишається складною технічною проблемою.

**Постановка проблеми.** Верифікація бази знань – це процес визначення її відповідності специфікаціям, які описують процеси у ЛА. 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. Тому загальна проблема щодо створення компактних та ефективних методів верифікації РБЗ залишається невирішеною.

**Мета статті** полягає у створенні достатньо компактною загальною верифікаційною моделі РБЗ, яка б дозволяла визначати збої та некоректності РБЗ на основі взаємних перевірок окремими модулями один одного з подальшим визначенням множини некоректних модулів.

### Основний розділ

**Загальна верифікаційна модель РБЗ.** 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 (рис. 1).

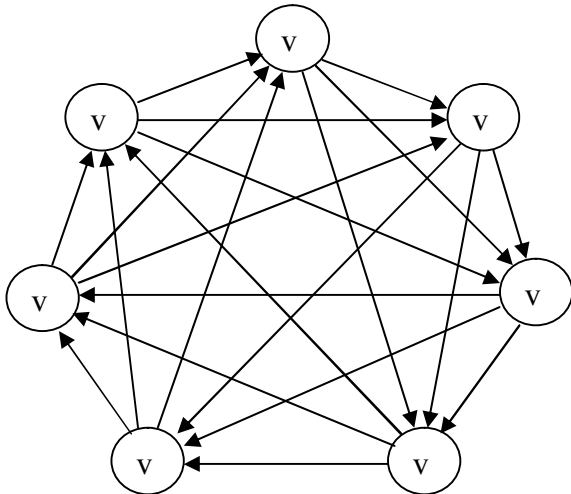


Рис. 1. Розподілене діагностичне ядро: кожен  $v_i$  перевіряє  $v_{i+1}, v_{i+2}, \dots, v_{i+t}$ .

Після виконання набору перевірок в системі кожному перевіркому зв'язку (ребру  $E_{ij}$ ) ставиться у відповідність результат перевірки  $r_{ij}$ , який може приймати значення з множини  $\{0, 1\}$ .

Ймовірнісний підхід полягає в тому, що до виконання перевірок відома (можуть бути визначені або задані) ймовірність коректного стану всіх модулів. Після виконання деякого набору перевірок  $T = \{t_{ij}\}$  і визначення поточного синдрому  $R = \{r_{ij}\}$  можна обчислити умовну ймовірність коректного стану модулів за умови отримання синдрому  $R$ . На основі цієї апостеріорної ймовірності визначаються некоректні модулі РБЗ в системі. Використання такого підходу

дозволяє застосовувати байєсівські методи визначення несправних модулів на основі апіорного знання ймовірнісних характеристик системи.

Одним з центральних завдань при організації динамічної верифікації, заснованою на ймовірнісному підході, є розробка алгоритму верифікації РБЗ. Суть даного підходу полягає в наступному. Позначимо через  $q(v_i)$  ймовірність відмови модуля  $v_i \in V$ , де  $V$  – множина модулів системи. Тоді ймовірність коректного стану модуля  $v_i$  буде дорівнювати  $1 - q(v_i)$ . Для підмножини модулів  $V_f \subseteq V$ , апіорна ймовірність відмови системи за рахунок некоректності всіх модулів підмножини  $V_f$

$$P(V_f) = \prod_{v_i \in V_f} q(v_i) \cdot \prod_{v_j \in V \setminus V_f} (1 - q(v_j)). \quad (2)$$

Позначимо через  $P_{\max}$  найбільше припустиме значення ймовірності відмови  $P(V_f)$ , тоді верифікація системи може виконуватися за умови:

$$P(V_f) \leq P_{\max}. \quad (3)$$

Проте, не виключена можливість появи в системі декількох таких підмножин  $V_f$  для яких виконується умова (3). Щоб усунути виниклу при цьому невизначеність, додатково вводиться наступна умова: у системі не повинно існувати розбиття множин модулів РБЗ  $V$  на  $V_1$  і  $V_2$ , таких, що:

$$W(V_1) < K(p) \text{ и } W(V_2) < K(p);$$

$$K(p) = \log p + \sum_{v_i \in V} \log(1 - q(v_i));$$

$$W(v_i) = \log \frac{1 - q(v_i)}{q(v_i)}; \quad W(V_f) = \sum_{v_i \in V_f} W(v_i). \quad (4)$$

Умова (4) відноситься до р-верифікації системи без відновлення, тобто до паралельної верифікації. Слід зазначити ще одну важливу особливість верифікації семантичних систем за параметром  $p$ .

Виділення в системі підмножини модулів  $V_f$  не повинно залишати суперечностей в підмножині  $V \setminus V_f$ . Це означає, що перевірки, які виконуються модулями  $v_i \in V \setminus V_f$ , не повинні мати суперечностей в синдромі  $R = \{r_{ij}\}$ . У такому випадку найбільш доцільним є використання моделі взаємоконтролю Препарата [7], у якій може бути також враховано ймовірність результатів окремих перевірок, що виконуються некоректними модулями.

Суть даного підходу до побудови алгоритмів верифікації РБЗ полягає в наступному. Спочатку для всіх модулів системи визначається апіорна ймовірність їх коректного стану на момент початку виконання перевірок в системі. Після виконання набору перевірок і накопичення верифікаційної інформації, достатньої для алгоритму, модуль РБЗ, що виконує алгоритм, аналізує отриманий фактичний синдром  $R_f$ . У випадку, якщо у синдромі  $R_f$  всі нульові результати, то в системі всі модулі коректні. При цьому аналізуючий модуль видає сигнал в решту всіх модулів на обнулення верифіка-

ційної інформації, після чого процедура верифікації виконується спочатку. Відповідно до способу умовної передачі верифікаційної інформації в системі проводяться елементарні перевірки, і в одному з модулів накопичується фактичний синдром, що задовольняє ознаці достатності  $P_{BP} \geq P_{OPT}$ . У випадку, якщо в синдромі є тільки один одиничний результат  $r_{ij}=1$ , то здійснюється верифікація модулів  $v_i$  і  $v_j$ , підозрюваних некоректними.

У випадку, якщо в синдромі два і більш одиничних результатів, то виконується розбиття множини модулів  $V$  на непересічні підмножини модулів, підозрюваних некоректними  $X_l$ ,  $l=1,2,\dots,n$ . За наявності між підмножинами  $X_l$  суперечностей в синдромі в системі виконується верифікація змішаних відмов, збоїв і некоректностей каналів інформаційного обміну між модулями. Відсутність суперечностей в

синдромі  $X_l$ ,  $l=1,2,\dots,n$  означає, що в РБЗ є тільки постійні відмови модулів РБЗ. Для визначення підмножини некоректних модулів за апіорною ймовірністю їх коректного стану визначається апостеріорна ймовірність для кожного модуля з урахуванням отриманого фактичного синдрому.

З урахуванням отриманої апостеріорної ймовірності робиться висновок про некоректність модулів тієї або іншої підмножини. Можливі варіанти розгалуження алгоритму аналізу отриманого синдрому  $R_\Phi$  подано на рис. 2.

Слід зазначити, що однією з основних переваг запропонованої моделі динамічної верифікації над існуючими методами, що використовують жорстку структуру, є те, що система верифікації може працювати після відновлення розподіленої інформаційної системи без істотної перебудови засобів верифікації.

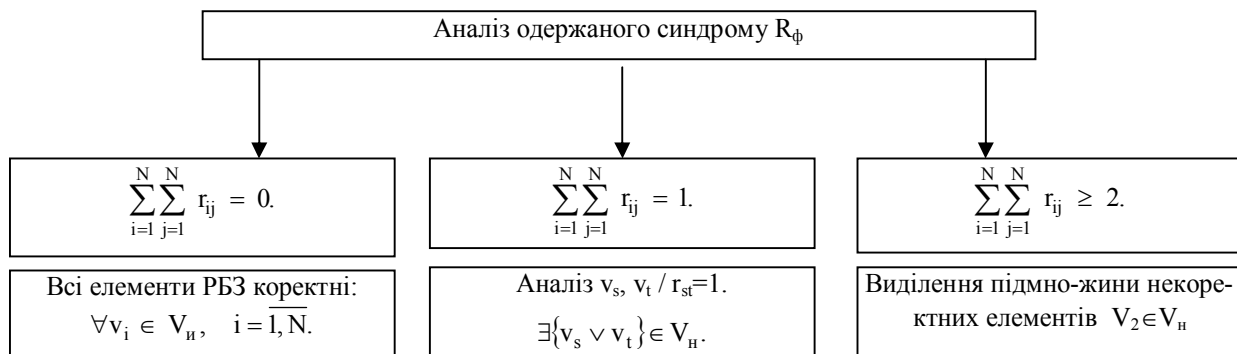


Рис. 2. Аналіз фактичного синдрому у залежності від числа одиничних результатів

**Алгоритм визначення апостеріорної ймовірності коректного стану модулів на основі отриманого  $R_\Phi$**

Позначення в алгоритмі:  $N$  – число модулів системи  $k = \overline{1, N}$ ,  $M$  – число виконаних перевірок в системі  $k = \overline{1, M}$ ;  $K$  – число перспективних гіпотез  $k = \overline{1, K}$ ;  $S = \{s_n\}$ ,  $s_n = 0/1$  – булевий вектор, що позначає поточну гіпотезу:  $s_n = 0$  – коректний стан  $v_n$ ,  $s_n = 1$  – некоректний стан  $v_n$ ;  $H = \{H_{kn}\}$  – матриця перспективних гіпотез, для яких  $p(A/H_k) \neq 0$ ;  $p_r = 0,5$  – ймовірність правильного результату перевірки, виконаної некоректним модулем.

**Крок 0.** Згенерувати нульову гіпотезу  $S = \{0, 0, \dots, 0\}$ . Якщо  $\sum_{i,j} r_{ij} = 0$  то всі модулі коректні, перейти до кроку 10. Інакше – перейти до кроку 1.

**Крок 1.** Згенерувати чергову гіпотезу  $S$  шляхом інкрементації двійкового числа:  $S_{(2)} := S_{(2)} + 1$ .

**Крок 2.** Визначення  $p(A/S)$ . Привласнити  $m := 0$ .  $p(A/S) := 1$ .

**Крок 3.** Привласнити  $m := m + 1$ . Проаналізувати  $m$ -й результат перевірки  $r_{ij} \in R_\Phi$ . Поки  $m \leq M$  для індексів  $i$  і  $j$  виконати крок 4.

**Крок 4.** Якщо  $(s_i = 1)$ , то  $p(A/S) := p(A/S) \cdot p_r$  і перейти до кроку 3.

Якщо  $[(s_i = 0) \& (s_j = 0) \& (r_{ij} = 0)]$ , то  $p(A/S) := p(A/S) \cdot 1$  і перейти до кроку 3.

Якщо  $[(s_i = 0) \& (s_j = 1) \& (r_{ij} = 0)]$ , то перейти до кроку 1.

Якщо  $[(s_i = 0) \& (s_j = 0) \& (r_{ij} = 1)]$ , то перейти до кроку 1.

Якщо  $[(s_i = 0) \& (s_j = 1) \& (r_{ij} = 1)]$ , то  $p(A/S) := p(A/S) \cdot 1$  і перейти до кроку 3.

**Крок 5.** Привласнити  $k := k + 1$ . Запам'ятати перспективну гіпотезу  $H(k, n) := S$ . Запам'ятати її умовну ймовірність  $p(A/H_k) := p(A/S)$ . Обчислити  $p(H_k) := 1$ . Для  $n = \overline{1, N}$  виконати  $p(H_k) := p(H_k) \cdot p^{(s_n + 1) \bmod 2} \cdot q^{s_n}$ .

**Крок 6.** Якщо  $S = \{1, 1, \dots, 1\}$ , то перейти до кроку 7, інакше – до кроку 1.

**Крок 7.** Визначення  $p(A)$ . Привласнити  $p(A) := 0$ ;  $K := k$ . Для  $k = \overline{1, K}$  виконати:  $p(A) := p(A) + p(H_k) \cdot p(A/H_k)$ .

**Крок 8.** Визначення  $p(H_k/A)$ . Для  $k = \overline{1, K}$  виконати:

$$p(H_k/A) := p(H_k) \cdot p(A/H_k) / p(A).$$

**Крок 9.** Визначення  $p_i^*$ . Для  $i = \overline{1, N}$  виконати:  $p_i^* := 0$ , для  $k = \overline{1, K}$  виконати: Якщо  $H(k, i) = 0$ , то  $p_i^* := p_i^* + p(H_k/A)$ .

**Крок 10.** Вивід  $p_i^*$ . Кінець алгоритму.

Таким чином, в результаті виконання алгоритму, визначається апостеріорна ймовірність корект-

ного стану кожного модуля системи. Після цього, на підставі знайденої ймовірності, необхідно визначити, яка з підмножин модулів є підмножиною коректних модулів, а яка – підмножиною некоректних.

Однією з основних відмінностей динамічної верифікації від існуючих методів [8, 9] є можливість встановлення достовірності перед процедурою верифікації. При використанні жорсткої структури верифікаційних зв'язків достовірність визначається після виконання верифікації і багато в чому залежить від фактичного синдрому  $R_{\Phi}$ .

Отже, верифікація РБЗ за принципом блукаючого верифікаційного ядра включає виконання таких процедур: 1) виконання перевірок в системі, при якій пара модулів (перевіряючий і той, що перевіряється) вибираються випадковим чином; 2) пересилка результатів перевірок і кодового слова структури верифікаційних зв'язків тільки позитивно перевіреним модулям; 3) накопичення верифікаційної інформації в пам'яті всіх модулів; 4) визначення достатності накопиченої верифікаційної інформації для здійснення її аналізу; 5) дешифрування верифікаційної інформації для визначення місця і виду відмови.

### Висновки

Основною відмінністю розробленої методики верифікації розподіленої бази знань від існуючих є можливість верифікації на основі розосередженої структури розподіленої бази знань, в якій кожен модуль може послати тестовий запит лише суміжним модулям. При цьому структура верифікаційних зв'язків є випадковою, а діагностичне ядро переміщається у системі випадковим чином разом з діагностичною інформацією. В процесі виконання елементарних перевірок доцільно використовувати систему оцінювання Препарата, оскільки вона найповніше відповідає всім ситуаціям відмов в реальних РБЗ.

Розроблений імовірнісний алгоритм верифікації, заснований на байєсівському оцінюванні ймовірності коректного стану модулів, дозволяє виконувати верифікацію з  $(N-1)$  відмовами елементів системи, де  $N$  – число всіх елементів розподіленої бази знань. Даний алгоритм дозволяє виявляти як постійні

відмови, так і збої, нестійкі відмови, а також некоректності каналів інформаційного обміну. При цьому процедура верифікації не залежить від відмов в самих засобах верифікації при виході з ладу декількох модулів, а методика виконання перевірок і їх обробки при цьому не змінюється. Результати верифікації при використанні запропонованої методики визначатимуться із заданою достовірністю.

Напрямок подальших досліджень у сфері верифікації розподілених баз знань систем управління перспективним ЛА може бути розробка індивідуальних алгоритмів для різних типів відмов та некоректностей, які виникають при функціонуванні РБЗ, а також розробка механізмів логічного виведення на некоректних базах знань.

### Список літератури

1. Гаврилова Т.А. Базы знаний интеллектуальных систем / Т.А. Гаврилова, В.Ф. Хорошевский. – СПб: Питер, 2000. – 384 с.
2. Теїз А. Логический подход к искусственному интеллекту. От модальной логики к логике баз данных / А. Теїз, 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 / JKAU Science. – 2001. – Vol. 13 – P. 63-82.
7. Preparata F.P., Metzger G., Chien R.J. On the connection assignment problem at diagnosable systems. – IEEE Trans. – 1967. – Vol. EC 16, 6. – P.848-854.
8. Машков В.А. Самодиагностирование бортовых вычислительных систем. – К.: КВВАИУ, 1989. – 84 с.
9. Основы технической диагностики. В 2-х книгах. Кн. 1. Модели объектов, методы и алгоритмы диагноза / Под ред. П.П. Пархоменко. – М.: Энергия, 1976. – 464 с.

Надійшла до редколегії 17.04.2012

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

### ВЕРИФИКАЦИОННАЯ МОДЕЛЬ РАСПРЕДЕЛЕННОЙ БАЗЫ ЗНАНИЙ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ ПЕРСПЕКТИВНОГО ЛЕТАТЕЛЬНОГО АППАРАТА

Д.Н. Обидин

Предложена общая модель верификации распределенных баз знаний интеллектуальных систем управления перспективных летательных аппаратов на основе байесовского подхода с использованием блуждающего диагностического ядра, которая позволяет определять наличие сбоев и некорректностей в базе знаний с заданной степенью достоверности.

**Ключевые слова:** распределенная база знаний, верификация, блуждающее диагностическое ядро, перспективный летательный аппарат.

### THE VERIFICATION MODEL FOR THE DISTRIBUTED KNOWLEDGE BASE OF FUTURE AIRCRAFT CONTROL SYSTEM

D.M. Obidin

The article highlights the most common model of verification for the distributed knowledge base of intelligent future aircraft control system on the basis of Bayesian approach and moving diagnostic core. Such model allows to distinguish knowledge base inconsistencies with necessary reliability.

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