УДК 623.746. – 519

М.В. Коробчинський, м.Київ, Б.В.Дурняк, м.Львів

МЕТОД ПОБУДОВИ ГРАФІЧНИХ МОДЕЛЕЙ ІНФОРМАЦІЙНИХ КОМПОНЕНТ РОЗПОДІЛЕНОЇ ДИНАМІЧНОЇ СИСТЕМИ УПРАВЛІННЯ

The article proposes a new method of constructing graphic models. There is a statement in which the condition is formulated in which it is possible to construct isomorphic subtractions of the main graph, which, from the standpoint of the interpretation adopted in the work, means that it is possible to construct equivalent sequences of solutions corresponding to one task. This leads to the possibility of building a connection of the problem in the form of circuits. There is an assertion about the conditions of transition from the graph, to the structural model, which describes possible ways of solving a certain problem.

Keywords: graphic model, distributed dynamic control system, process of problem solving.

У статті пропонується новий метод побудови графічних моделей. доводиться твердження, в якому сформульовано умову, при якій можна побудувати ізоморфні підграфи основного графу, що з точки зору інтерпретації, яка прийнята в роботі, означає, існує можливість побудувати еквівалентні послідовності розв’язків, що відповідають одній задачі. Це приводить до можливості побудови зв’язки задачі у вигляді ланцюгів. Доводиться твердження про умови переходу від графа, до структурної моделі, яка описує можливі способи розв’язку деякої задачі.

Ключові слова: графічна модель, розподілена динамічна система управління, процес розв’язку задачі.

Вступ. Використання теорії графів у задачах моделювання систем управління динамічними системами [1-5] приводить до виникнення ряду особливостей теоретичних аспектів використання структурних моделей (MS). Ці особливості обумовлюються специфічними вимогами до відповідних моделей. Одна з яких полягає у необхідності введення динамічної розмітки вершин MS, для випадку, коли в процесі розв’язку задачі виникає необхідність змінювати або модифікувати реалізацію такої моделі.

Виклад основного матеріалу. Динамічну розмітку вершин можна інтерпретувати, як підготовку останніх до активізації. Оскільки управління рухомими об’єктами (RO) в межах інформаційної системи управління (ISU), не може реалізовуватися на основі принципів випадкового вибору відповідних вершин, що інтерпретує черговий крок управління. Тому процес розмітки, що проводиться у MS, повинен задовольняти наступним умовам:

а) розмітка повинна відповідати не тільки вибору чергового кроку, що визначає один крок управлення, а повинна визначати кілька кроків, що інтерпретуються наступними після розміченої вершини вершинами;
б) вибір чергової вершини для її розмітки повинен здійснюватися не тільки з множини вершин, що є суміжними текучій вершині, а і з віддалених вершин, які знаходяться в межах MS Розмітка вершин може інтерпретуватися, як їх ідентифікація певним кольором, це дозволяє виділяти вершини однієї траєкторії реалізації вибраного процесу управління на рівні MS;
в) кожна окрема траєкторія реалізації процесу управління повинна відповідати визначеному кольору, який формально ідентифікує окремий процес управління в цілому.

Відображення процесу розв'язку Pr_i окремої задачі системи ISU представляє собою, в межах MS, деякий детермінований ланцюг у графі $G(ISU)$. Такий ланцюг формується на основі початкових даних та умов розв'язку відповідної задачі. Оскільки системи, що здійснюють управління розподіленими та рухомими в просторі об'єктами, характерним є виникнення непередбачуваних умов (ситуацій) розв'язку на довільному кроці реалізації Pr_i, то динамічна розмітка вершин у MS представляє собою результат зміни відповідного фрагменту Pr_i. Основою для зміни Pr_i є ціль його функціонування, яка реалізована у поточний момент кроку Pr_i та умови здійснення управління, що виникають в ISU на текучому етапі розв'язку задачі управління окремим рухомим об'єктом. Введемо наступні позначення: $e_i^c \in C_o$, де e_i^c – вершини підцілей, C_o – множина вершин цілей; $v_i^r \in V_i$, де v_i^r – ребра, що ідентифікують кроки процесу управління і сформовані на основі C_o та множини вхідних даних $e_i^d \in D_i$. У випадку коли маємо множину вершин $c_i \in C \subset E(G)$ і множину $e_i^d \in D_i \subset E(G)$, то графова структура MS буде мати K_i підграфів, сума яких є початковою реалізацією задач, або $z_i \in G$, де z_i підграф графу G. Тому виникає задача розширення окремих K_i у цілому для вирішення і продовження задачі, яка була ініційована і в рамках якої виникли відхилення в умовах її розв'язку в межах MS. Таким чином, задача продовження розв'язку в $MS = G(E, V)$ полягає у розширенні графу $G(E,V)$, що описує MS підграфами K_i і складають групу ізоморфізму графа $G(E,V)$. Розглянемо наступне твердження.

Твердження 1. Якщо в графі $G(E,V)$ існують виділені вершини e_i^v, то можна побудувати набір підграфів $K_1,\ldots,K_m$, які представляють собою ізоморфізм графа $G(E,V)$.

У відповідності з лемою Келлі [1], число $\gamma(G,K)$ є відновлюваною характеристикою графа G, якщо $|H(K)| \neq |H(G)|$, де $\gamma(G,K)$ число підграфів графу G ізоморфних графу K. Оскільки кожний K_i є ізоморфний K, то можна їх будувати таким чином, щоб хоча би дві виділені вершини входили в K_i. Дійсно, ізоморфізм означає наявність відображень f і g таких, що $f(K_i) \to K$ і $g(K) \to K_i$. Тоді, відповідною до f можна вважати функцію, що описує побудову ланцюгів з початковими і кінцевими вершинами e_i^v. Кожне об'єднання $(\omega_i \cup G)$ допускає інтерпретацію K_i. В цьому випадку, $g(K)$ представляє собою виділення ω_i з $(\omega_i \cup G)$. Покажемо, що при таких вибраних f і g, виконується умова $|H(K)| \neq |H(G)|$, де H – множина виділених графів. Граф G_i є примарним графом G і утворюється виділенням вершини e_i^c з G та виділенням усіх суміжних ребер v_{ik}. Оскільки K_i формується на основі ланцюгів ω_i з виділеними вершинами e_i^ω, то $(\sum_{i=1}^m e_i^\omega + \sum_{j=1}^m e_j) < \sum_{i=1}^n e_i^G$, де e_i і e_j вершини, що ідентифікують вхідні і вихідні вершини всіх ланцюгів, відповідно, а e_i^G вершини з G_i. Ця нерівність виникає з того, що $(e_j + e_i^\omega) \subset E \subset G$. Таким чином, виконується умова $|H(K)| \neq |H(G)|$, що доводить твердження.

У даному твердженні розглядалась можливість побудови графових розширень у вигляді ланцюгів ω_i таких, що $\omega_i \subset G$ у випадку, коли виникають нові умови продовження процесу розв'язку задачі Pr_i, який можна представити у вигляді початкового ланцюга $\omega_i^p \subset G$.

Виходячи з вище приведеного твердження існує можливість розширення тим, чи іншим підграфом довільну структуру графу $G(E,V)$, яка в нашому випадку є структурою системи управління рухомими об'єктами. Але в даному випадку мова йде про відновлення графової структури підграфами, які в сукупності з $G(E,V)$ складають функціонально повну структуру. Введемо визначення функціональної повноти структури.

Визначення 1. Структура графа $G(E,V)$ називається функціонально повною, якщо виконуються наступні умови:

а) у графі $G(E,V)$ існують виділені вершини, які діляться на два класи вершин: вхідні і вихідні, або цільові вершини;

б) у графі $G(E, V)$ існують орієнтовані ланцюги, які реалізують зв'язок між виділеними вершинами різних класів;

в) кожна виділена вершина має ланцюг, який з'єднує її з однією, чи кількома вихідними вершинами;

г) довільний ланцюг ω_i може мати внутрішні цикли, які не охоплюють виділених вершин.

Визначення 2. Проміжною виділеною вершиною $e_i^p \in E$ називається вершина, що входить у ланцюг ω_i, не співпадає з вхідними, чи вихідними вершинами $(e_i^v \& e_i^c) \in E$ та має вхідне ребро, що ідентифікує непередбачуваний фактор впливу на процес Pr_i.

Виходячи з визначення 2, при побудові структури MS у вигляді графа $G(E, V)$ вершини e_i^p можуть виникати в процесі функціонування Pr_i не передбачено. Але, відповідні e_i^p виникають на основі e_i^ω, що входять в ланцюг ω_i. Використовувати функціонально повний граф в рамках ISU не доцільно, оскільки це передбачає необхідність у використанні додаткових обчислювальних ресурсів, при реалізації процесів управління. Тому, в якості базової структури MS використовується базовий граф $G(E,V)$. При такій інтерпретації функцій базового графу $G(E, V)$ та уявленні про функціонально повний граф, проблема відновлення базового графу є обґрунтованою.

В рамках задачі загального відновлення $G(E, V)$, розв'язок якої ґрунтується на формуванні набору S в графі K, виникає задача відновлення однієї компоненти з набору S, яка актуалізується відповідною активізацією проміжної виділеної вершини e_i^p. Активізація проміжної вершини проявляється у процесі реалізації Pr_i у вигляді впливу відповідного фактору φ_i на параметри активізованої задачі. До параметрів, на яких проявляється дія φ_i відносяться вихідні параметри та параметри, що контролюються в процесі реалізації Pr_i, які будемо називати діагностичними параметрами.

Для вибору підграфа K_i з множини підграфів набору S, маємо початкову вершину e_i^p, на вхід якої подається збурення φ_i, яке передається по ланцюгу ω_i до вихідних вершин, що ідентифікують вихідні параметри. Для спрощення даної задачі, об'єднаємо всі e_i^p з вершинами, що ідентифікують діагностичні параметри і виконують умови для яких $j > i$.

В теорії автоматичного управління протидія збуренню, яке діє на управляючий сигнал, здійснюється шляхом формування сигналу оберненого зв'язку, який повинен модифікувати у необхідній пропорції вхідний управляючий сигнал [2]. В даному випадку, компенсація збурення φ_i реалізується шляхом активізації додаткових управляючих функцій. Вони реалізуються у рамках окремих підграфів, якими доповнюється базовий граф. Оскільки у функціонально повному графі $G(E, V)$ існують всі підграфи, які необхідні для розв'язку задач управління, то виникає задача вибору підграфа K_i, який враховує даний тип збурення φ_i.

На структурному рівні ця задача розв'язується у відповідності з можливостями цього рівня і полягає у доведенні можливості формування в рамках K_i ланцюга, який починаючи від вершини $e_i^p \in \omega_i$ і реалізує послідовність управляючих дій так, що кінцевою вершиною буде вершина $e_i^v = e_i^c$, де $e_i^v \in \omega_i$. В межах структурної моделі, що описується графом $G(E, V)$ розв'язок задачі створення нового ланцюга $\omega_j^* = e_i^p * e_{j+1}^* \ldots * e_i^c$ не означає реалізацію необхідного фрагменту Pr_i, який відповідав би цьому ланцюгу.

На рівні структурної моделі розв'язок задачі побудови ланцюга ω_j^* повинен полягати у забезпеченні наступних умов:

- не попадання ω_j^* у тупикові ситуації;
- не виникнення зациклювань;
- проходження ланцюга ω_j^* через ядро.

Розглянемо відмінності між тупиковою ситуацією та зациклюванням у графових структурах, які необхідно виконати за визначеними умовами.

Визначення 3. Циклом називається ланцюг ω_i, для якого виконуються наступні умови:

а) $e_{in}(\omega_i) \to e_{io}(\omega_i^o)$,

б) $\sum_{k=1}^{m} sg_k [e_{in}(\omega_i) \to e_{io}(\omega_i) \geq \max S[e_{ij}(\omega_i)]$,

де sg_k – функція ідентифікації операцій, що виконуються в дужках, або має місце співвідношення:

$$\{[\exists e_{im}(\omega_i) \& \exists e_{io}(\omega_i')] \& [e_{im}(\omega_i) \to e_{io}(\omega_i')]\} \to \to [sg_k = 1],$$

де $k = \max(S) + 1$, S – ступінь вершини e_{ij}, що входить у ланцюг ω_i.

Визначення 4. Тупикова ситуація виникає в графі $G(E, V)$ у наступних випадках:

а) якщо процес Pr_i не дійшов до вершини $e_i^c \in C$, то це означає, що він закінчився y_i^k;

б) якщо процес Pr_i зациклився в середині деякого ланцюга ω_i.

Розширимо поняття ланцюга наступним чином.

Визначення 5. Розширеним ланцюгом реалізації процесу управління Pr_i називається ланцюг ω_i^r, який складається з послідовності підграфів $(pg)_i$, які з'єднані між собою перехідними ребрами і вершинами, що інцидентні цим ребрам.

Формально, розширений ланцюг записується у вигляді наступного співвідношення:

$$\omega_i^r = \{pg_{io} \to pg_{i1} \to \cdots \to pg_{im}\}.$$

Для спрощення запису pg_{ij} будемо позначати символом G_{ij}, де i – ідентифікатор ланцюга; j – ідентифікатор підграфу, який описує один крок функціонування ланцюга ω_i^r. Він може бути виділений в процесі Pr_i. Тоді ланцюг ω_i^r можна записати у вигляді:

$$\omega_i^r = \{G_{io} \to G_{i1} \to \cdots \to G_{im}\}.$$

Таке розширення уявлення про ланцюг реалізації процесу управління Pr_i дозволяє більш повно відобразити структуру системи ISU та її вибраних компонент.

Умова, що описує проходження ланцюга ω_i^r через ядро графа $G(E,V)$ полягає у наступному. Ядром у теорії графів називається множина вершин графу, які не є між собою суміжними [3]. Тому вони не можуть бути в ω_i^r безпосередньо з'єднаними. Оскільки кожна вершина $e_i \in E$ ідентифікує поточний стан процесу управління Pr_i, якщо вона активізована цим процесом, то у випадку існування ядра у графа $G(E,V)$, існують вершини, які не можуть бути суміжними у відповідному ланцюгу ω_i. Це означає, що відповідні стани Pr_i не можуть мати інтерпретації при спробі встановити залежності між відповідними станами в рамках структури $G(E,V)$ і остання не може бути довільною при активізації деякого початкового вузла e_i^d.

Задача, що полягає у визначенні можливості досягнути вибраного кінцевого вузла, який інтерпретує ціль розв'язку прикладної задачі управління у середовищі ISU в межах структури $G(E,V)$, полягає у визначенні f фактора відповідної структури [4]. У випадку побудови моделі

MS для ISU, останню можна представити як деяку множину функцій $\varphi_1,\ldots,\varphi_n$, які є фрагментами окремого довільного процесу Pr_i. Очевидно, що однією з базових задач $G(E,V)$, що представляє собою опис MS, є впорядковування $\varphi_1,\ldots,\varphi_n$ у відповідності з алгоритмом A_i, реалізації Pr_i, що формально записується у вигляді $A_i(Pr_i)$. Множину функцій $\varphi_1,\ldots,\varphi_n$ у відповідності до $A_i(Pr_i)$, можна впорядкувати використовуючи нумерацію для φ_i, яку задає A_i, що визначає порядок використання φ_i у A_i. Тоді, від множини $\varphi_1,\ldots,\varphi_n$ можна перейти до впорядкованої множини функцій $f_1 \geq f_2 \geq \cdots \geq f_m$, , де індекси в f_i та φ_i пов'язані співвідношенням: $m - j = 1 + i;$ для $i = [1,2,...,n]$ та $j = [m, m-1,...,1]$. Приймемо, що повторно використана функція φ_i приймає окремий власний індекс. Даний розподіл називається графічний, якщо граф $G(E,V)$ з n вершинами, для яких валентність вершини v_i рівна f_i. У відповідності до теореми Ердеша-Галлаі, розподіл m є графічним, якщо має місце співвідношення:

$$\sum\nolimits_{i=1}^{r} f_i \leq r(r-1) + \sum\nolimits_{i=r+1}^{m} \min(r, f_i)\text{, де } 1 \leq r \leq m-1.$$

Твердження 2. Розподіл $f_1 \geq f_2 \geq \cdots \geq f_m$ побудований на основі $A_i(Pr_i)$ є графічний та приводить до структурної моделі MS, що описується графом $G(E,V)$, який має f фактор.

Доведення цього твердження ґрунтується на використанні алгоритму пошуку f фактора в графі $G(E,V)$. В якості початкового підграфу F обирається підграф, який не має ребер. В $A_i(Pr_i)$ це така початкова функція, яка що найменше проводить початкову обробку вхідних даних, а відповідна вершина e_1^d ідентифікує факт її реалізації в $A_i(Pr_i)$. Оскільки алгоритм $A_i(Pr_i)$ сформований на основі розв'язку прикладної задачі, для якої є відомим метод її розв'язування, то можна припустити, що на деякому етапі використання алгоритму пошуку f фактора отримано f обмежений основний підграф F. Ребра, що відносяться до підграфу F, будемо називати поміченими ребрами v^+, всі інші ребра з G будемо називати не поміченими v^-. Якщо F не є f фактором, то вибираємо ненасичену вершину r підграфа F. Розглянемо множину $J(r)$ послідовних шляхів, що виходять з r. Приймемо, що деякий шлях p з $J(r)$ заходить у вершину s, де $s \neq r$. Видалимо з F всі $v^+ \in p$ і приєднаємо до F ребра $v^- \in p$. Тоді $F \to F^{(1)}$

графа G, де $F^{(1)}$ є новий основний підграф G, або $F^{(1)} \subset G$. Очевидно, що $F^{(1)}$ є f обмеженим і задовольняє умовам: $\delta(F^{(1)}, r) = \delta(F, r) - 1$, $\delta(F^{(1)}, s) = \delta(F, s) \pm 1$ і $\delta(F^{(1)}, t) = \delta(F, t)$, якщо $(t \neq r) \& (t \neq s)$. При переході $F \to F^{(1)}$ число насичених вершин не збільшується, а величина $\delta(F, r)$ зменшується. Якщо в $J(r)$ не має необхідного p, то кожна унікурсальна, чи бікурсальна $x_i \in G$ буде насичена відносно F. Тоді, якщо r бікурсальна і $\delta(F, r) \geq 2$, то можна допустити покращення. Тоді r буде входити в бікурсальну k. Приймаючи до уваги умову, що $\exists v_i ((v_i \in k) \& (e \to v^-))$ і має місце умова, що $[v_i^+ \neq i(k)^+] \& [v \neq i(k)]$, або виконується співвідношення $[v_j^+ \to i(k)] \& [v \to i(k)^+]$. Крім того, приймемо наступне твердження.

Твердження 3. Нехай Q шлях з $J(k, v)$, заходить в e. Тоді, в k існує $(e_i^+ \& e_j) \to v$. З цього випливає, що в $J(k, v)$ існує невироджений шлях Q, у якого $(e_1 \& e_n) \neq e^+$. Виділяючи з F всі $e^+ \in Q$ і підєднаючи до F всі $e_i^+ \neq e_j$, отримуємо $F^{(2)} \subset G$. Цей граф задовольняє наступним умовам: $\delta(F^{(2)}, r) = \delta(F, r) - 2$; $\delta(F^{(2)}, t) = \delta(F, t^0) = 0$, якщо $t \neq r$ (відповідно до визначення 5). Таким чином, $\delta(F, r)$ зменшується. Якщо r не насичена, то довільна унікурсальна, чи бікурсальна v_i по відношенню до $J(r)$ насичена. У цьому випадку, можна показати, що $\delta(B) \geq 1$, або B є f бар'єром. Але під час побудови ми виходимо з того, що в $A(Pr_2)$, який ізоморфний до $F \subset G$, на кожному кроці його реалізації вершини насичені, то розглядати випадки, які приводять до виникнення бар'єрів не має підстав. Отже, має місце співвідношення:

$$A(Pr_i) \Rightarrow \{f_1 \geq f_2 \geq \cdots \geq f_m\} \to [F = f^{\Phi} \subset G(E, V)],$$

де $G(E, V) = MS$, що доводить твердження.

На основі доведеного твердження можна сформулювати наступне твердження.

Твердження 4. Якщо $G(E, V)$ описує MS та формується на основі $A(Pr_i)$, то в $G(E, V)$ існують ланцюги, або шляхи $\omega_i = \{v_i^d \to \cdots \to v_i^c\}$, для яких всі v_i^d і v_i^c, де $(v_i^d \& v_i^c) \in G(E, V)$.

Наявність в $A(Pr_i)$ окремих кроків $\alpha_i(Pr_i)$, що можна записати у вигляді

$$A(Pr_i) = \{\alpha_1(Pr_i) \to \alpha_2(Pr_i) \to \cdots \to \alpha_m(Pr_i)\},$$

Означає, що кожний $\alpha_i(Pr_i)$ має власну інтерпретацію $\lambda(\alpha_i)$ і місце по визначенню, що обумовлюється наявністю A. Це можна описати співвідношенням:

$$A(Pr_i) \to \forall\alpha_i(Pr_i) \to [v_i \in F(f^{\Phi})] \to v_i^{\sigma},$$

де v_i^{σ} – насичена вершина.

Тоді у відповідності з твердженням 2 в $G(E, V)$ існує $F(f^{\Phi})$, або можливі ланцюги для всіх $(v_i^d \,\&\, v_i^c)$, якщо останні узгоджені в рамках $A(Pr_i)$.

Розглянемо ситуацію, коли в рамках існують такі $(v_i^d \,\&\, v_i^c)$, які не є в повній мірі узгодженими. Оскільки існує наявність не розв'язку $A(Pr_i)$, або має місце співвідношення:

$$\forall v_i^d \exists v_i^c [\omega_i = \{v_i^{d_k} \to v_{i+1} \to \cdots \to v_i^{c_k}\}]$$

Визначення 6. Вершини $v_i^{d_k}$ та $v_i^{c_k}$ є умовно узгодженими в рамках $A(Pr_i)$, якщо має місце:

$$\exists v_i^{d_r} \exists v_i^{c_r} [\omega_i^u = \{v_i^{d_k} \to \cdots \to v_{i+k} \to$$

$$\to \varphi(v_{ij} \to \cdots \to v_{i,j+m}) \to \cdots \to v_i^{c_k}\}],$$

де $\varphi(v_{ij} \to \cdots \to v_{i,j+m})$ деякий ланцюг, що не має конструктивної інтерпретації в $A(Pr_i)$.

Відсутність конструктивної інтерпретації означає, що в $A(Pr_i)$ не описано відповідного фрагменту Pr_i з точністю до його відображення у $G(E, V)$, або в $A(Pr_i)$ має місце:

$$\forall A \exists Pr_{ik} \{[\varphi_i(v_{ij} \to \cdots \to v_{i,j+m}) \subset \omega_i^u] = Pr_{ik}\}.$$

Наявність функції $\varphi_i(v_{ij} \to \cdots \to v_{i,j+m})$ означає, що в $G(E, V)$ присутній фрагмент ланцюга $\omega_i^{u*} = \varphi(v_{ij} \to \cdots \to v_{i,j+m})$, який виводиться. З точки зору структурної інтерпретації формування процесу розв'язку деякої задачі в ISU, є можливим. Для забезпечення такої можливості на рівнях логічної інтерпретації процесу розв'язку ISU повинна розширюватися логічними моделями ML, які вміщують правила або схеми виводу нових Pr_{ik}. Таким чином, на рівні MS при наявності ланцюга ω_i^u складової $\varphi_i(v_{ij} \to \cdots \to v_{i,j+m})$ існує ланцюг ω_i^{u*}, що доводить твердження 3.

Важливою задачею, при побудові системи ISU є задача вибору шляху розв'язування в рамках MS, або вибору оптимального ланцюга для розв'язку вибраної задачі. В загальному випадку, розв'язок цієї задачі є досить складною проблемою і залежить від багатьох факторів [5]. Для розв'язку цієї задачі, в першу чергу, необхідно перейти до зваженого графа. Приймемо, що ваги, або певні значення будуть надаватися ребрам, чи вершинам. В цьому випадку граф $G(E,V)$ записується у формі $G(E,V,U)$, де U функція, що визначає ваги. Оскільки модель MS повинна підтримувати не тільки розв'язки задач, що носять чисто прикладний характер (наприклад, задачі управління рухомими об'єктами у відповідності з поставленими цілями), а в рамках цієї моделі повинна передбачуватись можливість розв'язку задач, які є допоміжними, і в цілому, забезпечують успішність завершення розв'язку прикладної задачі. Тому прикладні задачі будемо називати базовими (ZB), а допоміжні задачі в рамках даної системи будемо називати задачами забезпечення базового розв'язку (ZA). На рівні структурного відображення задач ZB в MS повинні існувати підструктури, які локалізовані в межах окремих компонент, що описують виділені стани процесу розв'язку базових задач. Формально, граф такої структури має вигляд:

$$G(E,V,U) = \{G_1 \to G_2 \to \cdots \to G_n\}.$$

З точки зору інтерпретації такого представлення MS, визначаємо, що кожний підграф G_i описує процес виділеного стану розв'язку задачі. В рамках даного підходу забезпечення характеристик, що описують ZA, реалізуються не в цілому по відношенню до прикладної задачі, а тільки по відношенню до окремих етапів її розв'язку, які ідентифікуються в MS окремими базовими вузлами. Ці вузли представляють собою кумулятивні вершини в підграфах $G_i \subset G(E,V,U)$. Введемо наступне визначення.

Визначення 7. Кумулятивною вершиною e_i^k графа $G(E,V,U)$ називають вершину, що ідентифікує виділений стан процесу розв'язку ZB.

Кожний підграф $G_i \subset G(E,V,U)$ описує взаємозв'язки між факторами, що в сукупності розв'язують задачі типу ZA, для окремого e_i^k. Переважно, такі фактори співпадають з типами задач ZA (наприклад, ZA_i є задачею, що пов'язана із забезпеченням надійності, тоді вона реалізує процедури, які пов'язані з підвищенням рівня цього параметра по відношенню до стану процесу розв’язку базової задачі). Виділення вершини e_i^k в графі $G(E,V,U)$ здійснюється на основі інтерпретації, яка складається в ISU і відповідає стану процесу Pr_i, що нею ідентифікується. Прикладом таких факторів можуть служити процеси та елементи, що реалізують резервування окремих фрагментів процесу, що ідентифікується вершиною e_i^k. На рівні інтерпретаційного опису такий приклад може бути наступним. Якщо фрагмент Pr_i, що ідентифікується вершиною e_i^k, реалізує задачу подолання непередбачуваної перешкоди рухомим об’єктом, тоді в рамках G_i, що є оточенням e_i^k, ініціюються найпростіші розв’язки задачі обходу. Якщо при розв’язку таких задач не вдається подолати перешкоду, то в рамках G_i ініціюється задача розпізнавання перешкоди з ціллю її усунення. В другій вершині e_j^k задача подолання перешкоди може взагалі не ініціюватися, а передаватися в іншу вершину e_r^k, яка відповідає стану системи управління. Буде змінюватись підціль для e_r^k і мінятися відповідний фрагмент розв’язку. Оскільки в рамках ISU передбачається розв’язувати задачі широкого спектру предметних областей інтерпретації $(W_1,...,W_n)$, то відповідне графове оточення тих, чи інших базових вершин e_i^k або кумулятивних вершин, може мінятися, що не приводить до зміни базової задачі.

Висновок. Можливість представлення MS у вигляді $\{G_1 \to G_2 \to \cdots \to G_n\}$, яке виводиться з $G(E,V,U)$, ґрунтується на розширеннях графової структури більш складними функціями навантаження відповідного графу. Таким чином, функція навантаження графу U може не тільки реалізовувати розмітку відповідних елементів графу $G(E,V,U)$, а і в оточенні вершин e_j^k реалізовувати функціональну модифікацію, шляхом приписування вершинам оточення певних функціональних можливостей.

1. *Зыков А.А*. Основы теории графов. М.: Наука, 1987.
2. *Флеминг У., Ришел З.* Оптимальное управление детерминированными и стохастическими системами. М.: Мир, 1978.
3. *Плесневич Г.С., Сапаров М.С.* Алгоритмы в теории графов. :. Ашхабад: Ылым. 1981.
4. *Tutte W.T.* Graph factors. – Combinatoryca I, 1981.
5. *Басакер Р., Саати Е*. Конечные графы и сети. М.: Наука. 1974.

Поступила 3.04.2017р.