

Якщо жодне з перерахованих обмежень не порушується, то для всіх предметів, що слідують за предметом, який намагаються пересунути, номер семестру збільшується на різницю між новим та старим семестром базового предмета. Схема цієї процедури наведена на рис. 8, б.

Висновки

У роботі побудовано систему планування навчального процесу кафедри вищого навчального закладу. Основна увага приділяється формуванню навчального плану, який складається на основі освітньо-професійної програми і містить перелік навчальних предметів, які передбачають вивчати при підготовці фахівців. Навчальний план складається для певного напрямку або спеціальності підготовки фахівців відповідного освітньо-кваліфікаційного рівня (бакалавр, спеціаліст, магістр).

1. Топологічне сортування – [Електронний ресурс]. - [Режим доступу]: http://uk.wikipedia.org/wiki/Топологічне_сортування 2. Ломоносова О.Е. Управління трудомісткістю навчальної роботи у вищих технічних навчальних закладах; [Електронний ресурс]. - [Режим доступу]: <http://www.lib.ua-ru.net/diss/cont/240280.html> 3. Шишко Л.С., Черненко І.Є., Ткачук І.М., Кобицький Є.О. Інформаційні технології в управлінні кафедрою, [Електронний ресурс]. - [Режим доступу]: http://gisau.org.ua/conf2/2/16_Shishko.doc 4. Ломоносов А.В. Автоматизовані розрахунки основних трудових показників, що припадають на окремі спеціальності у вищих навчальних закладах [Електронний ресурс]. - [Режим доступу]: http://www.confcontact.com/2008dec/6_lomonosov.htm 5. Тесля Ю. Нові технології управління у вищих навчальних закладах; [Електронний ресурс]. - [Режим доступу]: <http://www.ualogos.kiev.ua/fulltext.html?id=246>.

УДК 004.052.32

М.Б. Крамаренко

ТЗОВ «Елекс»

ДОСЛІДЖЕННЯ СИМЕТРИЧНОЇ МОДЕЛІ ДІАГНОСТУВАННЯ НА СИСТЕМНОМУ РІВНІ

© Крамаренко М.Б., 2011

Систематизовано результати досліджень паралельного, послідовного та локального t-діагностування однієї моделі діагностування на системному рівні, що завжди генерує симетричний синдром. Запропоновано діагностичні структури для паралельного, послідовного та локального t-діагностування. Запропоновано алгоритми дешифрації синдрому мінімальної складності.

Ключові слова: t-діагностування, локальне самодіагностування, моделі діагностики відмов на системному рівні, симетричний синдром.

Parallel, sequential, and local t-diagnosis for a certain system-level diagnosis model which always generates symmetrical syndrome has been researched. Previous researches results were systemized. Minimal complexity algorithms and related diagnosis structures have been suggested.

Key words: t-diagnosis, local self-diagnosis, system-level fault diagnostic models, symmetrical syndrome.

Вступ. Постановка проблеми у загальному вигляді

Моделі діагностики відмов на системному рівні (system-level fault diagnosis [2]) походять з класичної праці [1] й ґрунтуються на поданні багатопроцесорної обчислювальної системи у вигляді певної множини модулів $U=\{u_0, u_1, \dots, u_n\}$, елементи якої визначаються глибиною діагностичних процедур. Вважається, що модулі системи виконують елементарні перевірки (ЕП) один одного. Під

час певної ЕП модуль системи може або перевіряти, або перевірятися, однак не може одночасно і перевіряти, і перевірятися. Під час різних ЕП той самий модуль може водночас і перевіряти, і перевірятися.

Модуль, що перевіряє, подає на вхід модуля, що перевіряється, тестову дію і знімає з виходу цього модуля результати тестування, на основі яких робить висновок про технічний стан модуля, що перевіряється. Висновок модуля, що перевіряє, – це булева змінна a_{ij} , яка дорівнює 0, якщо модуль u_i , що перевіряє, підтвердив працездатність перевіреного блока u_j , або дорівнює 1, якщо модуль u_i визнав блок u_j непрацездатним.

Впорядкована множина висновків, зроблених усіма модулями, що перевіряють, становить синдром. Синдром дешифрує особливий безвідмовний прилад (глобальний арбітр), який не належить до модулів об'єкта діагностування, а використовується лише для виявлення непрацездатних модулів. Щоб визначити умови дешифрування синдрому, вказують параметр t – максимальну кількість непрацездатних модулів об'єкта діагностування [1].

Розрізняють точне (t -diagnosable), наближене (t/s -diagnosable) та імовірнісне (p - t -diagnosable) діагностування.

Мета точного діагностування – однозначне виявлення всіх непрацездатних модулів за умови, що їхня кількість не перевищує значення $t \leq n$, де $n = |U|$.

Наближене діагностування передбачає визначення певної підмножини U_s з s підозрюваних модулів, серед яких лише t справді відмовили ($n > s > t$).

Імовірнісне діагностування ґрунтується на апріорних ймовірностях відмови модулів [5].

За заданого t виділяють паралельну ($one-step$) та послідовну ($diagnosis\ with\ repair$) стратегії діагностування [2, 5]. Стратегія послідовного t -діагностування базується на багаторазовому повторенні діагностичних процедур, на кожному кроці якої виявляється хоча б один непрацездатний модуль. Виявлені непрацездатні модулі замінюються на працездатні, і процес діагностування повторюється. Тому послідовне t -діагностування називають також t -діагностуванням із заміною. Мета стратегії паралельного діагностування – виявлення усіх непрацездатних модулів за один крок.

Висновок модуля, що перевіряє, залежить від його технічного стану.

У РМС-моделі [1] вважається, що цей висновок збігається зі справжнім технічним станом перевіреного модуля за умови, що модуль, який перевіряє, є працездатним. Якщо модуль, що перевіряє, відмовив, то його висновок може виявитися довільним і спотворюватиме дійсний стан модуля, що перевіряється.

BGM-модель [5] бере за основу припущення, що непрацездатний модуль, який перевіряє, не може визначити перевірений непрацездатний модуль як працездатний.

Отже, модель діагностування може описуватися четвіркою, яка визначає правила прийняття можливих висновків модулів, що перевіряють [6]:

a_{gg} – висновок працездатного модуля, який перевіряє, про технічний стан працездатного модуля, що перевіряється;

a_{gb} – висновок працездатного модуля, що перевіряє, про технічний стан непрацездатного модуля, який перевіряється;

a_{bg} – висновок непрацездатного модуля, що перевіряє, про технічний стан працездатного модуля, який перевіряється;

a_{bb} – висновок непрацездатного модуля, що перевіряє, про технічний стан непрацездатного модуля, який перевіряється.

Очевидно, що $a_{gg}=0$; $a_{gb}=1$. Вважається, що $a_{bg}, a_{bb} \in \{0,1,-\}$, де символ “-” значить непередбачуваний (0 або 1) результат виконання ЕП.

Наприклад, РМС-модель [1] визначається четвіркою 01-- , а BGM-модель [5], відповідно, четвіркою 01-1.

Практичний інтерес має також модель **0111**. Як показано в [6], ця модель може описувати ЕП, які ґрунтуються на перевірці збіжності результатів виконання тієї самої операції кількома модулями

системи. За основу береться припущення про неспроможність отримати однакові результати виконання тієї самої операції парою ідентичних модулів за умови однакових вихідних даних у разі відмови хоча б одного з цих модулів.

Запропонована праця подає результати дослідження моделі **0111**, які доповнюють, уточнюють і систематизують результати, отримані в працях [6–11] для точного діагностування.

Аналіз останніх досліджень та публікацій

Як відомо, основні напрями дослідження моделей діагностування відмов на системному рівні є такими (див., наприклад [2]):

- Аналіз, тобто пошук необхідних та достатніх умов t -діагностування.
- Синтез оптимальної структури діагностичних зв'язків.
- Пошук ефективного алгоритму діагностування (або дешифрації синдрому) глобальним арбітром.

Для розв'язання таких задач множину ЕП подають як зважений орієнтований граф $G(U, E)$ без петель, множина вершин якого збігається з множиною модулів системи, а кожна дуга $e_{ij} \in E$ існує тоді і лише тоді, коли вершини u_i, u_j беруть участь у виконанні тієї самої ЕП. Напрямок дуги e_{ij} від вершини u_i до вершини u_j означає, що вершина u_i перевіряє вершину u_j , а вага цієї дуги (булева змінна a_{ij}) позначає висновок вершини, що перевіряє, про технічний стан вершини, яку перевіряють. Матриця ваг дуг графа є синдромом $\delta = \{a_{ij}; (i, j) \in E\}$. Множина $F \subseteq U$ непрацездатних вершин графа утворює образ несправностей. Для кожного F дійсним є: $|F| \leq t$.

Не важко зрозуміти, що модель **0111** є гіршим, але детермінованим випадком BGM-моделі (за відсутності символу “-” у правилах правила породження ваг дуг), а тому має певні особливості.

Модель **0111** вивчено у працях [6–11] для випадку точного діагностування. У них розглянуто лише стійкі відмови вершин. У праці [6] знайдено необхідні умови t -діагностування, що визначаються як $t \leq n-2$, де $n = |U|$. У праці [9] розв'язано задачу аналізу для паралельної стратегії діагностування для випадку орієнтованих графів.

У працях [8, 10] розв'язано задачу аналізу для паралельної стратегії діагностування для неорієнтованих графів. Отримані результати суттєво відрізняються.

Крім того, у праці [10] показано, що необхідні і достатні умови паралельного t -діагностування, що знайдені у праці [9], такими не є.

Послідовна стратегія діагностування для орієнтованих графів досліджувалася у праці [11], а також у праці [6] для випадку неорієнтованих графів.

У праці [7] для моделей діагностики відмов на системному рівні висвітлено можливість дешифрації синдрому певною вершиною графа на основі ваг інцидентних дуг (або, відповідно, ребер). Таку стратегію дешифрації синдрому нижче названо локальним діагностуванням.

Цілі статті

Метою цієї статті є встановлення відповідності між результатами [8] та [10] для задачі аналізу для паралельної стратегії діагностування, розв'язання задачі синтезу і побудови ефективного алгоритму діагностування для синтезованого графа. Також викликає інтерес дослідження послідовної стратегії t -діагностування для моделі **0111** для випадку неорієнтованих графів і встановлення відповідності між результатами паралельного, послідовного і локального діагностування.

Дослідження моделі 0111

Умови симетрії синдрому відповідно до головної діагоналі встановлює теорема, яка безпосередньо впливає із визначення четвірки $a_{gg} a_{gb} a_{bg} a_{bb}$.

Теорема 1. Якщо $a_{gb} = a_{bg}$; $a_{bg}, a_{bb} \notin \{-\}$, тоді синдром є симетричним відносно головної діагоналі.

Доведення є очевидним, оскільки, незалежно від напрямку дуги графа між будь-якою парою вершин u_i, u_j , результати ЕП збігатимуться.

Висновок. Графи для моделей **0111**, **0110** завжди неорієнтовані.

Далі досліджено тільки неорієнтовані графи $G(U, E)$ без петель з правилом породження ваг ребер **0111** для випадку точного діагностування та стійких відмов вершин.

З визначення моделі 0111 випливає:

Лема 1. Будь-яке ребро з нульовою вагою існує тоді і тільки тоді, коли обидві вершини, інцидентні їй, є працездатними.

Лема 2. Будь-який простий шлях з вагою 01 входить до вершини, що відмовила.

Лема 3. Будь-який простий шлях з вагою 10 виходить з вершини, що відмовила.

Необхідні умови для паралельного t -діагностування встановлює

Теорема 2[6]. Щоби граф $G(U, E)$ t -діагностувався паралельно, має виконуватися умова $t \leq n-2$. Якщо $t \leq n-2$, тоді існує паралельно t -діагностований граф $G(U, E)$.

Ідея доведення випливає з визначення умови існування хоча б одного ребра з нульовою вагою і безпосередньо випливає з леми 1.

Подамо $\Gamma(u)$ як множину $v \in U$ вершин, таких, що $(u, v) \in E$. Визначимо $\deg(u)$ як $|\Gamma(u)|$. Також подамо $K_{p,q}$ як двочастковий граф, частки якого відповідно складаються з p та q вершин. Тоді подамо $K_{v,v}$ як повний двочастковий граф, кожна частка якого має v вершин. Як довідник з елементарної термінології з теорії графів можна використати підручник [12].

Нагадаємо також, що внутрішньо стійка множина вершин є такою, що жодні її вершини не є суміжними. Внутрішньо стійку множину вершин також прийнято називати незалежною.

Розглянемо циркулянт $C(N, \{s_1, s_2, \dots, s_n\})$, де N – кількість або порядок, $1 \leq s_1 < s_2 < \dots < s_n \leq (N/2)$ – впорядкована множина цілих, а вершина j з'єднується ребром з вершинами $j \pm s_k \pmod{N}$, $k \in (1, n)$. Степінь вершин у такому графі дорівнює $2n$ для $s_n < (N/2)$. Якщо N парне і $s_n = (N/2)$, тоді степінь вершин дорівнює $2n-1$. Треба зауважити, що циркулянт $C(N, \{1, 2, \dots, \lfloor N/2 \rfloor\})$ є повним графом, а $C(N, \{1\})$ – простим циклом.

Визначимо Σ_1 як синдром типу $a_{ij}=1$: для всіх $(i, j) \in E$.

Для певної вершини $u \in U$ визначимо δ_{1u} як синдром типу $a_{uv}=1$ для всіх v , таких, що $v \in \Gamma(u)$.

З теореми 2 випливає

Лема 4. Для певної вершини $u \in U$, такої, що $\deg(u) > t$, синдром δ_{1u} утворюється тоді й лише тоді, коли вершина u відмовила.

Із визначення моделі також випливає лема 5, аналогічна до [5].

Лема 5. Синдром Σ_1 утворюється тоді і тільки тоді, коли всі працездатні вершини графа $G(U, E)$ належать до внутрішньо стійкої множини.

1. Паралельна стратегія діагностування

У праці [10] доведено таку теорему:

Теорема 1.1 [10]. Граф $G(U, E)$, $|U| > t+2$ паралельно t -діагностується тоді й тільки тоді, коли

1. $\deg(u_i) \geq t$, де $u_i \in U$
2. Граф не містить симетричних повних двочаткових графів $K_{v,v} = G_2^Z = \{U_2^Z, D_2^Z\}$, де $1 \leq v \leq t$, для яких виконуються умови:
 - 2.1. $\deg(u_i) = t$, $u_i \in U_2^Z$.
 - 2.2. $\Gamma(U_2^Z) = W$, $W \subseteq U - U_2^Z$, $|W| = t-v$.
 - 2.3. $D(U_2^Z, U - W) = \emptyset$,де операція $D(X, Y) = \{(u_i, u_j) \in E : u_i \in X, u_j \in Y, X \subset U, Y \subset U\}$.

Проте можна показати, що умови теореми 1.1 не є достатніми. І справді, розглянемо граф, зображений на рис. 1. Для такого графа необхідно, щоб $t \leq 4$. Нехай $t=3$, вершини a, b працездатні, а вершини x, y відмовили, тобто $x \in F$, $y \in F$. Нехай також синдром відповідає розмітці, що подано на рис. 1.

Неважко зрозуміти, що цей граф задовольняє умови теореми 1.1, оскільки:

- Не містить повних симетричних двочасткових графів.
- Степені всіх вершин дорівнюють або перевищують задане t .
- $t < n-2$.

Однак наведений граф не t -діагностується паралельно, оскільки неможливо визначити, яка з вершин u, v відмовила.

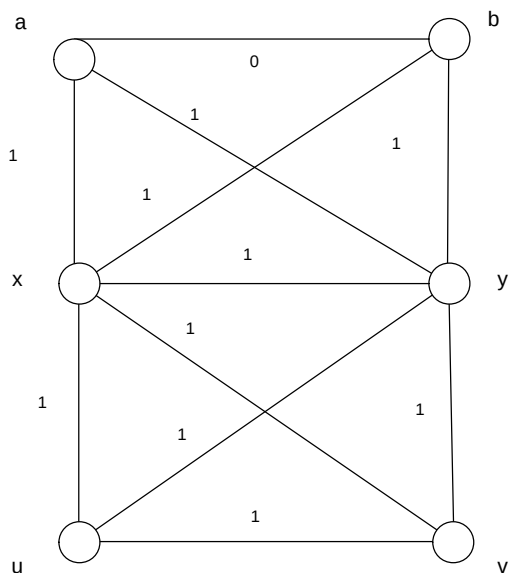


Рис. 1. Приклад графа, що задовольняє умови теореми 1.1, але не діагностується

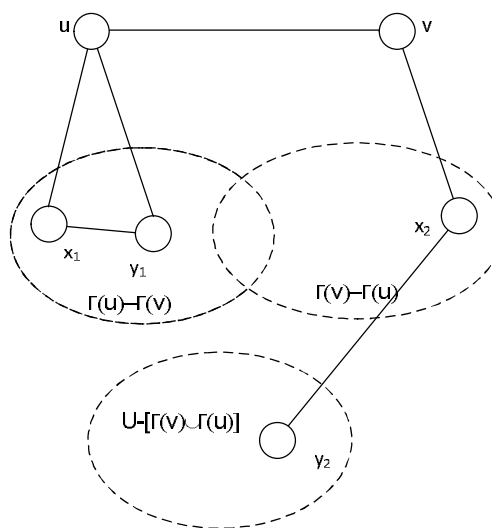


Рис. 2. Ілюстрація до теореми 1.2

У праці [8] доведено таку теорему:

Теорема 1.2 [8]. Граф $G(U, E)$ паралельно t -діагностується тоді і тільки тоді, коли

1. $t \leq n-2$.
2. $\deg(u_i) \geq t$ для всіх $u_i \in U$.
3. Для певного ребра $(u, v) \in E$, такого, що $|\Gamma(u)| = |\Gamma(v)| = t$, завжди існує ребро $(x, y) \in E$, для якого справджується одна з умов:
 - 3.1. $\{x, y\} \subseteq \Gamma(u) - \Gamma(v)$.
 - 3.2. $\{x, y\} \subseteq \Gamma(v) - \Gamma(u)$.
 - 3.3. $x \in [\Gamma(u) - \Gamma(v)] \cup [\Gamma(v) - \Gamma(u)]$ і $y \in U - [\Gamma(u) \cup \Gamma(v)]$.

І справді, умова 1 теореми 1.2 безпосередньо випливає з теореми 2.

Щоб довести необхідність умови 2, припустимо існування хоча б однієї вершини $u \in U$, такої, що $|\Gamma(u)| < t$. Розглянемо тоді дві множини непрацездатних вершин $\Gamma(u)$ та $u \cup \Gamma(u)$. Потужність таких множин не перевищує t , але цим множинам відповідатиме той самий синдром типу δ_u з вагами ребер, що дорівнюють 1 для всіх ребер, що інцидентні вершині u . Отже, відмову тільки вершини u , відмови всіх вершин в $\Gamma(u)$ та відмови вершин в $u \cup \Gamma(u)$ неможливо розрізнити.

Щоб довести необхідність умови 3, розглянемо такий граф $G(U, E)$, де хоча б для одного ребра $(u, v) \in E$, такого, що $\deg(u) = \deg(v) = t$, умови 3 не справджуються. З цього випливає, що $\Gamma(u) = \Gamma(v)$, і немає такого ребра $(x, y) \in E$, що $x \in [\Gamma(u) - \Gamma(v)] \cup [\Gamma(v) - \Gamma(u)]$ і $y \in U - [\Gamma(u) \cup \Gamma(v)]$ (див. рис. 3). Відповідно, у разі відмови вершин, що належать до $\Gamma(u) = \Gamma(v)$, відмова тільки вершини u , відмова тільки вершини v і відмова обох вершин u, v спричинять однакові синдроми з вагами ребер, які дорівнюють 1.

Ідея доведення достатності умов 1-3 теореми 1.2 полягає в тому, що, припустивши дійсність цих умов для певного зв'язного графа $G(U, E)$ і на підставі гіпотези про неспроможність його діагностувати, можна вказати на порушення припущення про зв'язність графа $G(U, E)$.

І справді, без втрати загальності, можна припустити, що граф $G(U, E)$ є зв'язним, умови 1-3 справджуються, але граф $G(U, E)$ не можна паралельно t -діагностувати. Отже, тоді існує дві різні множини вершин F_1 і F_2 , що відмовили і можуть викликати однаковий синдром, і $|F_1| \leq t$ і $|F_2| \leq t$. Тоді подамо $F_{12} = F_1 \cap F_2$, $Z_1 = F_1 - F_{12}$, $Z_2 = F_2 - F_{12}$, $X = U - (F_1 \cup F_2)$.

Зауважимо, що для всіх $\{u, v\} \in Z_1$ і для всіх $\{u, v\} \in Z_2$ справджується $(u, v) \notin E$. І справді, якщо, наприклад, $u \in Z_1$, $v \in Z_1$ і $(u, v) \in E$, тоді дві різні множини F_1 і F_2 у будь-якому випадку

викликати різні синдроми. Відтак, $|\Gamma(Z_1)| \geq t$, $|\Gamma(Z_2)| \geq t$. Зауважимо також, що не існуватиме жодного ребра, яке би зв'язувало множини X і $\Gamma(Z_1 \cup Z_2)$, оскільки існування такого ребра, безумовно, засвідчило би здатність діагностувати граф $G(U, E)$.

Отже, оскільки $X \cap \Gamma(Z_1 \cup Z_2) = \emptyset$, ми отримаємо $\Gamma(Z_1) \subseteq F_2$ і $\Gamma(Z_2) \subseteq F_1$. Тоді $\Gamma(Z_1) = F_2$, $\Gamma(Z_2) = F_1$, при цьому $|\Gamma(Z_1)| = |F_2| = t$, $|\Gamma(Z_2)| = |F_1| = t$. Відтак також для всіх $u \in Z_1$ $\Gamma(u) = F_2$ і для всіх $v \in Z_2$ $\Gamma(v) = F_1$. Отже, для всіх $u \in Z_1$ і $v \in Z_2$ $\Gamma(v) - \Gamma(u) = Z_1$ і $\Gamma(u) - \Gamma(v) = Z_2$. Крім того, для всіх w у Z_1 $\Gamma(w) = \Gamma(u)$ і, аналогічно, для всіх w в Z_2 $\Gamma(w) = \Gamma(v)$ (див. рис. 4).

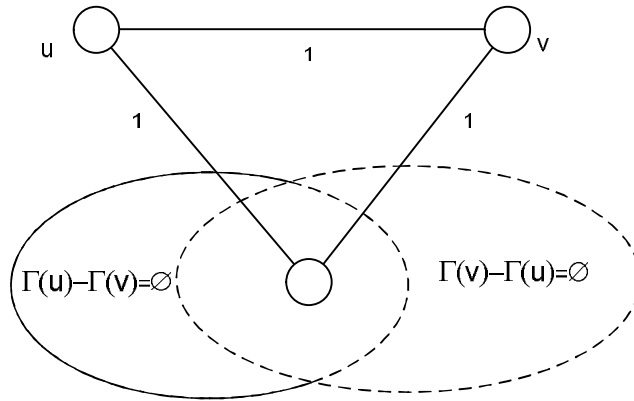


Рис. 3. Ілюстрація для доведення необхідності умов теореми 1.2

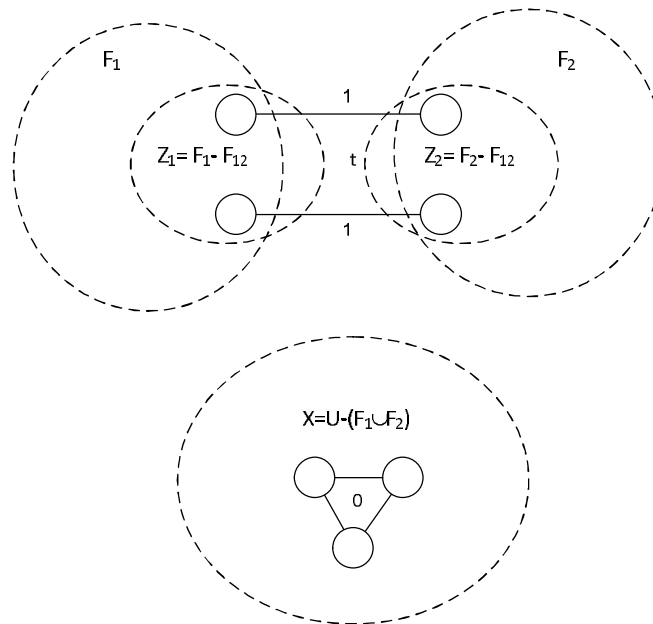


Рис. 4. Розбиття множини вершин графа $G(U, E)$

Як бачимо, перша частина умови (3) виконана, а саме: якщо певне ребро $(u, v) \in E$, таке, що $|\Gamma(u)| = |\Gamma(v)| = t$, і для всіх w в $\Gamma(u) - \Gamma(v)$ існує таке w , що $\Gamma(w) = \Gamma(v)$, і для всіх w в $\Gamma(v) - \Gamma(u)$ існує таке w , що $\Gamma(w) = \Gamma(u)$, тоді $\Gamma(U - [\Gamma(u) \cup \Gamma(v)]) \not\subseteq \Gamma(u) \cap \Gamma(v)$, а це означає, що $\Gamma(X) \not\subseteq F_{12}$. З останнього виразу, враховуючи, що $X \cap \Gamma(Z_1 \cup Z_2) = \emptyset$, випливає, що $\Gamma(X) = \emptyset$. Отже, граф не є зв'язним. Отримана суперечність доводить достатність умов 3 теореми 1.2.

У праці [8] вказано, що складність перевірки достатності умов паралельного t -діагностування для заданого графа можна оцінити як $O(|E|t^2)$.

З теореми 1.2 безпосередньо випливає

Наслідок 1. Граф $G(U, E)$ завжди паралельно t -діагностується, якщо:

1. $t \leq n-2$
2. $\deg(u_i) > t$ для всіх $u_i \in U$.

Покажемо, що для $|U| > t+2$ з виконання умов 2.1, 2.2, 2.3 теореми 1.1 завжди випливає порушення умов 3.1, 3.2, 3.3 теореми 1.2.

І справді, розглянемо граф, що містить $K_{v,v}$, який задовольняє умови 2.1, 2.2, 2.3 теореми 1.1. Оскільки степінь кожної вершини підграфа $K_{v,v}$ дорівнює v , то для виконання умови 2.1 випливає необхідність існування ребер, які зв'язують кожну вершину $K_{v,v}$ з кожною вершиною, що належить $\Gamma(U_2^Z) = W$, $W \subseteq U - U_2^Z$, $|W| = t - v$. З цього випливає, що всі вершини, які належать W , є спільними, тобто інцидентними всім вершинам підграфа $K_{v,v}$. Відтак умови 3.1, 3.2 теореми 1.2 завжди будуть порушуватися через те, що $K_{v,v}$ двочастковий (ребра всередині частки немає), і через існування лише спільних (тобто інцидентних для всіх вершин двочасткового графа) вершин у W . Умова 3.3 теореми 1.2 завжди порушуватиметься через умову 2.3 теореми 1.1.

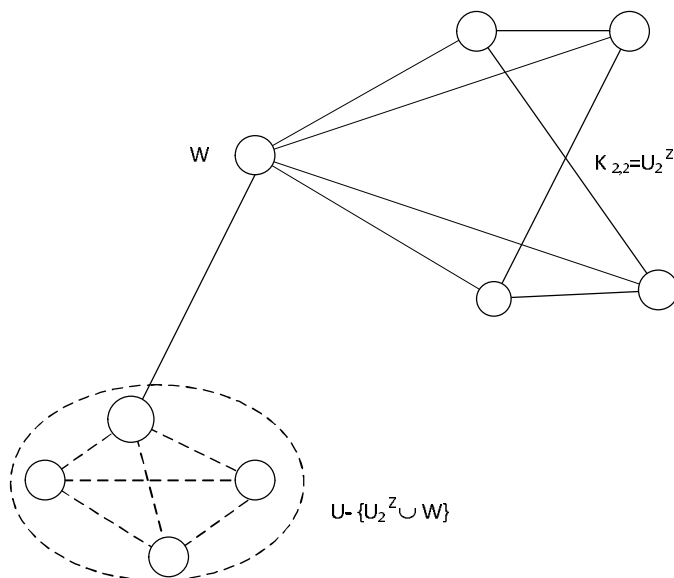


Рис. 5. Ілюстрація до теореми 1.3 для $v=2, t=3$

З цього випливає

Теорема 1.3. Виконання умов 2.1, 2.2, 2.3 теореми 1.1 завжди викликає порушення умов 3.1, 3.2, 3.3 теореми 1.2.

Теорема 1.4. Якщо умови 3.1, 3.2, 3.3 теореми 1.2 справджуються, тоді не існує підграфів, що задовольняють умови 2.1, 2.2, 2.3 теореми 1.1.

І справді, для вершин $u_i \in U$, в яких $\deg(u_i) = t$, з умов 3.1, 3.2 завжди випливає існування циклу довжини 3, утвореного в таких випадках або з вершин u, x, y , або з вершин v, x, y . Звідси, згідно з критерієм двочастковості Кеніга [12], випливає, що на таких вершинах неможливо утворити двочастковий граф. З умови 3.3 безпосередньо випливає порушення умови 2.3 теореми 1.1.

У праці [10] доводиться теорема:

Теорема 1.5. При $t=n-2$, граф $G(U, E)$ паралельно t -діагностується, якщо справджується умова $|E_f - E| \leq 1$, де E_f – множина ребер повнозв'язного графа. Ідея доведення полягає в тому, що з повнозв'язного графа за умови $t=n-2$ можна видалити лише одне ребро, щоби однозначно дешифрувати синдром типу Σ_1 . Зазначимо, що граф $G(U, E)$, утворений з повнозв'язного графа видаленням одного ребра, завжди задовольнятиме умови теореми 1.2, оскільки в такому графі $\deg(u_i) \geq t$, де $u_i \in U$ і немає жодного ребра $(u, v) \in E$, такого, що $\deg(u) = \deg(v) = t$. Отже, теорема 1.5 безпосередньо випливає з теореми 1.2 і леми 4.

У праці [10] також наведено такі мінімальні компоненти зв'язності графа $G(U, E)$, що паралельно t -діагностується за умови $t=1$ (див. рис. 6). Не важко зрозуміти, що наведені компоненти зв'язності також безпосередньо випливають з теореми 1.2. І справді, розглянемо, наприклад, певне ребро $(u, v) \in E$, таке, що $\deg(u) = \deg(v) = 1$. Тоді, за теоремою 1.2, повинно існувати ще одне ребро, що задовольняло б умови 3 цієї теореми. З цього прямо випливає компонента зв'язності, зображена на рис. 6, а.

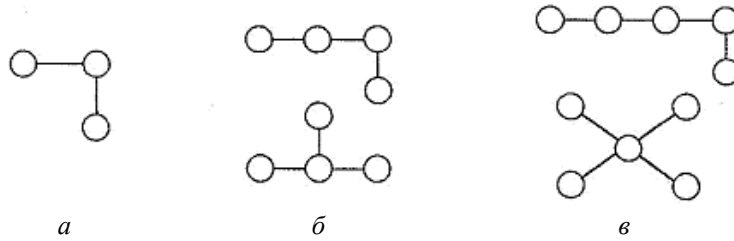


Рис. 6. Мінімальні компоненти зв'язності за умови $t=1$

Для графа $G(U, E)$, що задовольняє умови теореми 1.2, у праці [8] запропоновано такий алгоритм визначення технічного стану пари вершин $(u, v) \in E$ для випадку паралельного t -діагностування глобальним арбітром:

1. Якщо $|\Gamma(w)| > t$, де $w \in \{u, v\}$, тоді перевіряють ваги $t+1$ ребер a_{zw} для $z \in \Gamma(w)$. Якщо всі ваги $a_{zw} = 1$, тоді вершина $w \in F$. Якщо для певного $z \in \Gamma(w)$ $a_{zw} = 0$, тоді вершина w працездатна.
2. Якщо $|\Gamma(u)| = |\Gamma(v)| = t$, тоді повинно існувати ребро $(x, y) \in E$, таке, що $x \in \Gamma(u, v)$, $\{x, y\} \in U - [\Gamma(w) \cup \{w\}]$. У цьому випадку аналізують ваги a_{zw} для всіх $z \in \Gamma(w)$. Якщо $a_{zw} = 0$ для певного $z \in \Gamma(w)$, тоді вершина w працездатна. У протилежному випадку перевіряють вагу a_{xy} . Якщо $a_{xy} = 1$, тоді вершина $w \in F$, інакше $\{u, v\} - \{w\} \in F$.

Отже, для визначення стану пари вершин $(u, v) \in E$ необхідно проаналізувати результати не більше ніж $t+1$ ЕП.

Типовий підхід до синтезу структур, що паралельно t -діагностуються, – використання властивостей циркулянтних графів (див., наприклад, [2, 5]). Тому доцільно розглянути особливості використання циркулянтних графів для паралельного t -діагностування моделі **0111**.

З властивостей циркулянта $C(n, \{1\})$ і леми 4 випливає

Лема 6. Циркулянт $C(n, \{1\})$ завжди паралельно 1-діагностується.

З властивостей циркулянта типу $C(n, \{1, 2, \dots, \lfloor t/2 \rfloor\})$ також випливає, що для непарних t циркулянт не буде паралельно t -діагностуватися, оскільки $\deg(u_i) < t$ для всіх $u_i \in U$. Тому доцільно розглянути найменш надлишкові циркулянтні графи. І справді, з наслідку 1 теореми 1. 2 випливає, що граф, у якого $\deg(u_i) > t$, де $u_i \in U$, завжди паралельно t -діагностується.

З висновку 1 теореми 1. 2 і властивостей циркулянта випливає

Теорема 1.6. Циркулянт типу $C(n, \{1, 2, \dots, \lfloor t/2 \rfloor\})$ завжди паралельно t -діагностується, де $\lceil t/2 \rceil = \{(t+1/2)$ для непарних t ; $(t+2/2)$ для парних $t\}$

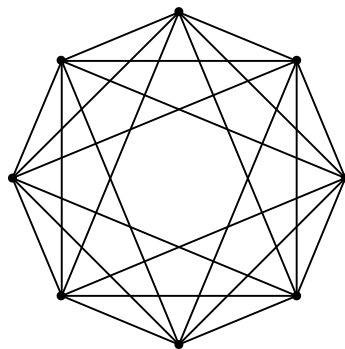


Рис 7. Приклад циркулянта $C(8, \{1, 2, 3\})$

Для циркулянтів типу $C(n, \{1, 2, \dots, \lfloor t/2 \rfloor\})$ справедливим є такий алгоритм дешифрації синдрому глобальним арбітром:

Визначаємо дві порожні множини G працездатних вершин і F , таких вершин, що відмовили.

Для кожної вершини $u_i \in U$, що не належить до множин G і F перевіряються ваги ребер a_{ij} для всіх $u_j \in \Gamma(u_i)$

1. Якщо всі ваги ребер $a_{ij} = 1$, тоді додати вершину u_i до F .

2. Якщо вага ребра $a_{ij}=0$, тоді додати вершини u_i, u_j до G , а всі вершини, ваги ребер яких $a_{iw}=1$ або $a_{jw}=1$, де $u_w \in \Gamma(u_i) \cup \Gamma(u_j)$, додати до F .

Як наслідок, утворяться дві множини G і F , такі, що $G \cup F = U$, $G \cap F = \emptyset$, $|F|=t$. G міститиме тільки працездатні вершини циркулянта, а F – тільки такі вершини, що відмовили.

З цього випливає, що складність алгоритму дешифрації синдрому мінімальна, а зверху її можна оцінити як $O(|U| \cdot (t+1))$.

2. Послідовна стратегія діагностування

З визначення послідовного діагностування випливає, що теорема 2 для паралельного t -діагностування визначає також необхідні умови послідовного t -діагностування.

Очевидно, що мінімальна умова послідовного t -діагностування – зв'язність графа $G(U, E)$.

Очевидно й те, що існують два підходи до послідовного діагностування:

- з використанням лем 1-3;
- з використанням лем 4-5.

Розглянемо спочатку підхід, в якому використано леми 1-3. Тоді, за аналогією з [5], з визначення моделі **0111** випливає

Теорема 2.1. Граф $G(U, E)$ послідовно t -діагностується, якщо він сильно зв'язаний і якщо $\Gamma(X) \cap X \neq \emptyset$ для кожної підмножини $X \subset U$, такої, що $|X|=n-t$.

І справді, якщо в кожній підмножині вершин потужності $n-t$ щонайменше дві вершини зв'язані ребром, тоді за наявності t вершин, що відмовили, серед решти $n-t$ вершин завжди знайдеться така зв'язана ребром пара вершин $u_i \in U$, $u_j \in U$, що вага a_{ij} дорівнює нулю. Тоді на основі лем 1-3 можна виконати послідовне t -діагностування.

Треба, однак, зауважити, що умови, встановлені теоремою 2.1, є достатніми, але не необхідними.

І справді, з леми 4 випливає

Лема 2.1. Будь-який підграф типу зірки $K_{1,t+1}$ графа $G(U, E)$ послідовно t -діагностується не більше ніж за два кроки.

І справді, розглянемо вершину u_i , яка є центральною вершиною зірки типу $K_{1,t+1}$. Нехай центральна вершина $u_i \in K_{1,v}$ працездатна. Тоді в підграфі $K_{1,v}$ завжди існуватиме хоча б одне ребро з нульовою вагою. Тоді, на основі лем 1-3, за один крок можна однозначно діагностувати стани всіх вершин $u_j \in \Gamma(u_i)$.

Нехай тепер центральна вершина $u_i \in K_{1,v}$ відмовила. У такому разі можна однозначно діагностувати відмову цієї вершини завдяки лемі 4. Тоді така вершина u_i замінюється на працездатну, і процес діагностування повторюється.

На основі описаного вище доцільно розглянути послідовне t -діагностування з використанням лем 4-5.

Визначимо за аналогією з [5] для певної вершини u_i такий підграф G_{0i} графа $G(U, E)$, множина вершин якого становить $U - \Gamma(u_i)$. Нехай тоді M_{0i} – максимальна внутрішня стійка множина для G_{0i} . Визначимо тоді $f_{0i} = |U| - |M_{0i}|$.

Тоді аналогічно до [11] доводиться

Теорема 2.2. Сильнозв'язний граф $G(U, E)$ послідовно t -діагностується, якщо і тільки якщо $t = \max(f_{0i}) - 1$, $u_i \in U$.

І справді, аналогічно до [11], щоб довести необхідність, припустимо, що граф $G(U, E)$ послідовно t -діагностується, але $t > \max(f_{0i}) - 1$, $u_i \in U$. Відтак для всіх $u_i \in U$ справедливі нерівності вигляду $f_{0i} \leq t$. Однак якщо t вершин відмовило і виникає синдром Σ_t , тоді неможливо однозначно визначити технічний стан жодної вершини графа $G(U, E)$. Отримана суперечність доводить необхідність теореми 2.2.

Щоб довести достатність, припустимо, що $t = \max(f_{0i}) - 1$, $u_i \in U$, але граф $G(U, E)$ не t -діагностується послідовно. З цього випливає утворення синдрому, з якого неможливо однозначно визначити технічний стан жодної вершини графа $G(U, E)$. Такий синдром повинен обов'язково мати

вигляд Σ_1 , оскільки в іншому випадку граф $G(U, E)$ завжди послідовно t -діагностуватиметься, бо на основі леми 1 завжди існуватимуть хоча б дві працездатні вершини. Рівність $t = \max(f_{0i}) - 1$, $u_i \in U$ означатиме, що в графі $G(U, E)$ є хоча б одна вершина $u_i \in U$, для якої справджується $f_{0i} = t + 1$, тобто $f_{0i} > t$. Однак, завдяки лемі 4, така вершина завжди однозначно діагностуватиметься як непрацездатна, а це суперечить вихідному припущенню.

Треба зазначити, що для центральної вершини u_i підграфа типу зірки $K_{1,t+1}$ значення $\max(f_{0i})$ буде максимальним і дорівнюватиме $t + 1$, оскільки $f_{0i} = t + 1$ (максимальну внутрішню стійку множину утворює центральна вершина). Тому лему 2.1 можна довести і на основі теореми 2.2.

У праці [6] доведено таку теорему:

Теорема 2.3[6]. Для виконання послідовного діагностування в циркулянті $C(n, \{1\})$ необхідно і достатньо виконати умови:

$$t \leq \{(n-1/2) \text{ для непарних } n; (n-2/2) \text{ для парних } n\}.$$

Не важко зрозуміти, що для циркулянта $C(n, \{1\})$ для всіх $u_i \in C$ значення індексу f_{0i} дорівнює $\lfloor n-1/2 \rfloor$. З останнього співвідношення випливає, що теорема 2.3 є безпосереднім наслідком теореми 2.2.

Доцільно зауважити, що в загальному випадку задача щодо знаходження внутрішньої стійкої множини максимального розміру (максимальної незалежної множини) належить до класу NP-повних задач. Тому практичний інтерес має задача синтезу графів, що послідовно діагностуються.

Для послідовної стратегії діагностування можна запропонувати такий алгоритм синтезу діагностичного графа з мінімальною кількістю ребер, що забезпечує послідовне діагностування не більше ніж за два кроки:

1. Ділимо довільно вершини графа на підмножини, потужності яких $\geq t$.
2. Всередині кожної підмножини довільно вибираємо певну центральну вершину $u_i \in U$ і з'єднуємо її з рештою вершин підмножини.
3. З'єднуємо центральні вершини утворених підмножин ребром.

Як наслідок, утвориться дерево $T_{|U|,t}$, яке складається зі з'єднаних ребром підграфів типу $K_{1,v}$, де $v > t$ (рис. 8).

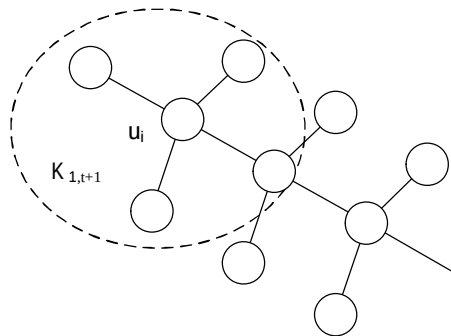


Рис. 9. Приклад графа, який можна послідовно 3-діагностувати

Очевидно, що дерево, синтезоване на основі наведеного вище алгоритму, завжди послідовно t -діагностуватиметься не більше ніж за два кроки.

Зазначимо також, що за умови $t = n - 2$ синтезоване дерево стягнеться у зірку $K_{1,n-1}$.

Алгоритм дешифрації синдрому для дерев типу $T_{|U|,t}$ максимально простий.

Визначаємо пусту множину R вершин, що відмовили і які потрібно замінити.

Проглядаються ваги ребер, інцидентних тільки до центральних вершин $K_{1,v}$.

1. Якщо кількість ребер з одиничною вагою перевищує t , тоді центральна вершина зірки відмовила і має бути додана до множини R .

2. В іншому випадку завжди існує хоча б одне ребро з нульовою вагою, а всі інші вершини, інцидентні до ребер з одиничною вагою, додаються до множини R .

Всі вершини множини R потрібно замінити.

Очевидно, що складність такого алгоритму можна оцінити як $O(\lfloor |U|/t \rfloor * (t+1))$.

3. Локальне діагностування

У праці [7] вказано на можливість локального діагностування для моделі **0111**. Локальне діагностування розуміють як можливість дешифрації частини синдрому певною вершиною графа $G(U, E)$ на основі ваг інцидентних ребер.

Тут локальний арбітр (local arbiter) – це вершина $u_n \in U$, здатна визначити хоча б один елемент множини $f_k \in F$ на основі ваг інцидентних ребер (тобто шляхів s довжиною 1).

Тоді строгий локальний арбітр (strong local arbiter) – це вершина $u_n \in U$, здатна визначити всі елементи множини F на основі ваг інцидентних ребер.

Для повнозв'язних графів, аналогічно до теореми 2, доводиться

Теорема 3.1[7]. Для існування строгого локального арбітра необхідне виконання умови $t \leq n-2$. Якщо $t \leq n-2$, тоді існує $n-t$ строгих локальних арбітрів.

Для повнозв'язних графів, аналогічно до леми 4, доводиться

Теорема 3.2[7]. Якщо $t \leq n-2$, тоді кожна непрацездатна вершина є локальним арбітром.

Зауважмо, що в повнозв'язному графі завжди існує $n-t$ строгих локальних арбітрів і таких t локальних арбітрів, кожний з яких завжди виявляє відмову рівно однієї вершини.

З властивостей циркулянта $C(n, \{1\})$ і леми 4 випливає

Лема 3.1. За умови $t=1$ циркулянт $C(n, \{1\})$ завжди містить $|U|$ локальних арбітрів, кожний з яких завжди виявляє відмову рівно однієї вершини.

З властивостей циркулянта $C(n, \{1, 2, \dots, \lceil (t/2) \rceil\})$ і лем 1-4, 3.1 випливає

Теорема 3.3. Якщо $t \leq n-2$, то кожна вершина циркулянта типу $C(n, \{1, 2, \dots, \lceil (t/2) \rceil\})$ є локальним арбітром.

Зауважмо, що в такому циркулянті рівно t локальних арбітрів завжди виявлятимуть відмову рівно однієї вершини, а $n-t$ локальних арбітрів виявлять k_i відмов, де $1 \leq k_i \leq t$, $\sum k_i = t$. $i \in \{1, \dots, n-t\}$.

З властивостей дерева $T_{|U|, t}$ і леми 4 випливає

Теорема 3.4. У дереві $T_{|U|, t}$ завжди існує рівно $\lfloor |U|/t \rfloor$ локальних арбітрів.

Висновок

У праці досліджено модель **0111** діагностування на системному рівні. Ця модель завжди зображається неорієнтованим графом. Для паралельного t -діагностування доведено, що необхідні й достатні умови, визначені теоремою 1.2, завжди справджуються для умов, визначених теоремою 1.1, а обернене не справджується.

Запропоновано циркулянт мінімальної надлишковості, який завжди задовольняє умови теореми 1.2. Для такого циркулянта запропоновано алгоритм дешифрації синдрому глобальним арбітром мінімальної складності.

Для послідовного t -діагностування встановлено відповідність до результатів, що отримані в [5, 11]. Також запропоновано конструктивний алгоритм синтезу мінімальних деревоподібних графів, що послідовно t -діагностуються не більше ніж за два кроки.

Встановлено відповідність між результатами паралельного і послідовного t -діагностування та результатами локального діагностування (тобто діагностування на основі фрагмента синдрому, доступного для певної вершини діагностичного графа). Для локального діагностування показано можливість застосування циркулянтів, що запропоновані для паралельного t -діагностування, і мінімальних деревоподібних графів, призначених для послідовного t -діагностування.

Отримані результати можна використовувати для побудови нових алгоритмів і процедур діагностики, для технічних систем, що самодіагностуються та стійкі до відмов.

1. Preparata F.P. On the Connection Assignment Problem of Diagnosable Systems / Preparata F.P., Metze G., Chien R.T.//IEEE Trans, on Electronic Computers. – Vol. EC-16, No. 6. – 1967. – P. 848–854. 2. Somani A. System Level Diagnosis: A Review. Technical Report, Dependable Computing Laboratory, Iowa State University. – 1997. – P. 33. 3. Friedman A. A new measure of digital system diagnosis / Friedman A. // Dig. 1975 Int Symp. of fault tolerant computing, IEEE, New York. – June 1975. – P. 167–169. 4. Maheshwari S. On models for diagnosable systems and probabilistic fault

diagnosis / Maheshwari S., Hakimi S. // *EEE Trans. Computer.* – 1976. – Vol. C-25, No. 3. – P. 228–236. 5. Barsi F. A theory of diagnosability of digital systems./F. Barsi, F. Grandoni, P. Maestrini.//*IEEE Trans Computers.* – 1976. – Vol. C-25. – P. 585–593. 6. Крамаренко М. Б. Анализ самодиагностирования отказов вычислительной системы // *Электронное моделирование.* – 1987. – № 6. – С. 61–64. 7. Крамаренко М. Б. Условия локальной самодиагностируемости моделей диагностики отказов на системном уровне / Крамаренко М. Б, Буров Е.В. // *Восточно-европейский журнал передовых технологий. Информационные технологии.* – 2011. – № 1/2. – С. 25–29. 8. Kreutzer S. System-level Diagnosis: Analysis of Two New Models. / S. Kreutzer, S. Hakimi // *Information Sciences.* – 1986, 40. – pp. 117-130. 9. Радойчевски В. Ц. Параллельная диагностируемость модульных систем при централизованной дешифрации синдрома / Радойчевски В. Ц, Шалаев А. Я. // *Электронное моделирование.* – 1992. – № 1. – С. 57–63. 10. Корячко В. Характеризация диагностических графов для симметричной модели дешифрации синдрома / В. П. Корячко, С. В. Скворцов, В. И. Шувиков.//*Информационные технологии.* – 1996. – № 6. – С. 18–22. 11. Радойчевски В. Ц. О последовательной диагностируемости при централизованной дешифрации синдрома / Радойчевски В. Ц. Шалаев А. Я. // *Электронное моделирование.* – 1992. – № 1. – С. 57–63. 12. *Теорія графів* / Р.М. Трохимчук. – К.:Редакційно-видавничий центр “Київський університет”, 1998. – 46 с.

УДК 004.94

В. Кут

Національний університет “Львівська політехніка”,
кафедра інформаційних систем та мереж

КОНЦЕПТУАЛЬНІ ЗАСАДИ ФОРМУВАННЯ ДИСТАНЦІЙНОГО НАВЧАЛЬНО-КОНСУЛЬТАЦІЙНОГО ЦЕНТРУ ДЛЯ ОСІБ З ОСОБЛИВИМИ ПОТРЕБАМИ

© Кут В., 2011

Розглянуто питання специфіки навчання слухачів з особливими потребами. В цьому випадку традиційні навчальні технології замінюються на дистанційні, що зумовлює використання сучасних інтерактивних інформаційних технологій навчання. Вибір оптимального навчального маршруту для слухачів з особливими потребами залежить від їхніх індивідуальних особливостей й вимагає для кожного конкретного випадку розроблення своїх програмних інструментів.

Ключові слова: інформаційні технології, методи штучного інтелекту, експертна система CLIPS.

Questions about the specific of studies of listeners with the special necessities are examined in the article. In this case traditional educational technologies are substituted by distance. It predetermines the use of modern interactive information technologies of studies. The choice of optimal educational route for listeners with the special necessities depends on their individual features. He requires development of the programmatic instruments for every concrete case.

Key words: information technologies, methods of artificial intelligence, consulting model CLIPS.

Вступ. Загальна постановка проблеми

У наш час інтернет-технологій багато аспектів нашого життя переноситься в мережу, прискорюючи тим самим темпи розвитку інформаційного суспільства і долаючи географічні бар'єри. Не є винятком і освіта. Наслідком процесу інформатизації суспільства та освіти є поява дистанційного навчання як найперспективнішої, гуманістичної, інтегральної форми освіти, орієнтованої на індивідуалізацію навчання.