

Валерій Олександрович Крайнов (кандидат технічних наук, доцент)

Микола Васильович Філатов (кандидат технічних наук, доцент)

Роман Іванович Грозовський (кандидат військових наук)

Національний університет оборони України імені Івана Черняхівського, Київ, Україна

МЕТОДИКА ПРОЕКТУВАННЯ КОНЦЕПТУАЛЬНОЇ СХЕМИ БАЗИ ДАНИХ ДЛЯ АВТОМАТИЗОВАНОЇ ІНФОРМАЦІЙНОЇ СИСТЕМИ ОРГАНУ ВІЙСЬКОВОГО УПРАВЛІННЯ

Автоматизовані інформаційні системи органу військового управління, що орієнтовані на конкретні програми, не відповідають вимогам споживачів, оскільки процес обробки масивів даних ними є недосконалим. Ці обставини обумовили необхідність розробки бази даних, застосування якої сприяло їх інтенсивному використанню. База даних накопичує в своєму середовищі інформацію, необхідну для аналізу обстановки та організації оперативно-тактичних розрахунків. Процес її проектування і створення є багатоетапним та трудомістким, і вимагає обробку, інтеграцію, перетворення територіально і функціонально розподілених даних за рахунок залучення висококваліфікованих фахівців в різних сферах (аналітиків, програмістів, офіцерів-користувачів). Цей процес відрізняється високим ступенем складності, що обумовлено необхідністю врахування великої кількості параметрів, які характеризують склад і структуру бази даних, а також умов її експлуатації.

Якість і терміни створення баз даних багато в чому визначаються методами і засобами що застосовуються для проектування, а їх характеристики істотно залежать від прийнятої архітектури інформаційної системи, засобів моделювання предметної області і умов функціонування автоматизованої інформаційної системи органу військового управління.

У статті розглянуто основні підходи до проектування концептуальної схеми бази даних для автоматизованої інформаційної системи органу військового управління, особливість якої базується на розробці єдиного інтегрованого підходу до проектування, який на етапі концептуального проектування не буде залежати від специфіки конкретної системи управління базою даних, і в той же час буде формально охоплювати весь цикл проектування. Також, до числа недостатньо досліджених до теперішнього часу проблем, відноситься проблема, пов'язана з розбіжністю обмежень цілісності здатних підтримуватися системою управління базою даних без залучення процедур бази даних. Тобто, виникає завдання отримання формальних критеріїв, які дозволять ще на початкових етапах проектування бази даних визначити, чи підтримується дана система обмежень цілісності засобами системи управління бази даних. Крім того, отримання таких критеріїв, також дозволить вирішити важливу задачу логічного проектування бази даних, а саме, поділ специфікованих в концептуальній моделі обмежень цілісності на дві підмножини: підмножину обмежень цілісності, які повністю підтримується системою управління бази даних; підмножину обмежень цілісності, для підтримки яких необхідно використання процедур бази даних.

Ключові слова: база даних, автоматизована інформаційна система, система управління базою даних, показник ефективності бази даних, орган військового управління.

Вступ

Досвід використання обчислювальної техніки в області обробки даних вказує, що в автоматизованих інформаційних системах військового призначення функція обчислювальної системи полягає в пошуку і накопиченні інформації, тоді як інтелектуальні завдання

(прийняття рішення) в основному вирішуються людиною. Інформаційні системи, що орієнтовані на конкретні програми, не відповідають вимогам споживачів, оскільки процес обробки масивів даних ними є недосконалим. Ці обставини обумовили необхідність розробки теорії бази даних (далі – БД), застосування якої сприяло їх

інтенсивному використанню [1-5].

Якість і терміни створення БД багато в чому визначаються методами і засобами що застосовуються для проектування, характеристик, які істотно залежать від прийнятої архітектури інформаційної системи, засобів моделювання предметної області і умов функціонування автоматизованої інформаційної системи органу військового управління (далі – АІС ОВУ) [6-11].

Постановка проблеми. Концептуальна схема є результатом об'єднання локальних уявлень користувачів, і являє собою інтегральне, несуперечливе, незалежне від системи управління базою даних (далі – СУБД) визначення даних, що підлягають зберіганню у БД в інтересах використання для всього комплексу оперативно-тактичних завдань. Безпосереднє об'єднання локальних уявлень може призвести до виникнення суперечливості і надмірності в зв'язках між атрибутами.

Виявлення та усунення суперечливих і надлишкових зв'язків є однією з основних задач концептуального проектування. Тому вся сукупність вихідних зв'язків повинна бути проаналізована з метою подолання суперечливості і надмірності за рахунок видалення деяких зв'язків і заміни одних іншими. При цьому повинна бути забезпечена незалежність від кожного конкретного додатка (запиту), яка може бути досягнута у разі, якщо концептуальна схема буде відображати лише найсуттєвіші зв'язки, з яких виводяться всі інші. Іншими словами, концептуальна схема повинна містити мінімальну кількість зв'язків, що забезпечують, в той же час, інформаційні потреби кожної посадової особи ОВУ.

Аналіз останніх досліджень і публікацій. Теоретичні основи проектування баз даних у своїх працях розглядали В. Карпуша, Б. Панченко, С. Діго, С. Здонік, Г. Гайна, Д. Майер, Т. Конноллі, К. Бегг, У. Вольфенгаген, Л. Кузін, В. Саркісян. Проблеми проектування баз даних досліджували Є. Зіндер, Л. Калініченко, Дж. Мартін, В. Меллінг, Д. Цикригтзіс, Ф. Лоховскі. Проблемам проектування й опрацювання баз даних присвячені роботи Г. Цибко, Т. Щепакіної, М. Ареф'євої, А. Змитровича, Є. Морозова, Г. Ревункова, Ю. Рамського, Н. Сазонової, О. Ткачева, В. Фреймана. Формування проєктувальних умінь майбутніх інженерів-педагогів досліджували В. Кошелева, В. Беспалько.

Мета статті. Удосконалити методіку концептуальної схеми бази даних для автоматизованої інформаційної системи органу військового управління. Обґрунтувати аксіоми (правила виводу) для багатозначних залежностей,

які базуються на них алгоритми обробки такого роду залежностей.

Виклад основного матеріалу дослідження

Як зазначено в [1-5], існує чотири можливих типу зв'язків, що відображають відносини між об'єктами в предметній області, а значить і між атрибутами: “один до одного” ($1 : 1$), “один до множини” ($1 : M$), “множина до одного” ($M : 1$), “множина до множини” ($M : M$). Для формального опису цих типів зв'язків використовують наступні визначення [6].

Визначення 1. Дві множини атрибутів A, B (одного відносини) пов'язані функціонально залежністю $f: A \rightarrow B$, якщо кожному значенню A в будь-який момент часу відповідає одне і тільки одне значення B .

Визначення 2. Нехай U - множину всіх атрибутів відносини $R, X \subset U, Y \in U, Z = U \setminus YX$. Багатозначна залежність $i: X \rightarrow Y$ має місце, якщо в кортежі (упорядкований набір фіксованої довжини) відносини, що відповідають деякому довільному значенню X , завжди містяться всі комбінації значень Y і Z , які зустрічаються в комбінації з цим значенням X .

За допомогою введених типів залежностей можуть бути виражені будь-які зв'язки між кожною парою атрибутів (наборів атрибутів).

Вихідні інформаційні вимоги задаються у вигляді набору атрибутів і сукупності функціональних і багатозначних залежностей між ними. Аналіз досліджень в області нормалізації схем відносин, проведений в роботі [9], показав, що властивості, що забезпечують заданий рівень ефективності проектування реляційних БД, мають відношення, інформаційні елементи яких знаходяться в третій нормальній формі. З точки зору семантики предметної області процес нормалізації, тобто приведення відносин до третьої нормальної форми, дозволяє розбити складні повідомлення на деяку сукупність елементарних повідомлень, причому таким чином, щоб не губилася інформація про зв'язки, що існують між атрибутами.

Функціональні залежності висловлюють важливу частину семантики предметної області. Наприклад, якщо в якийсь момент часу об'єкт з ідентифікатором L має властивість, що має ім'я S , то існує функціональна залежність $L \rightarrow S$, що пов'язує цей же об'єкт зі своєю властивістю. Якщо F є множиною функціональних залежностей, відносини R і $X \rightarrow Y$ – деяка функціональна залежність, то кажуть, що дана залежність випливає з F , якщо вона виконується для будь-якого кортежу $r \in R$, що задовольняє залежностей з F .

Множина функціональних залежностей логічно впливає із F , та називають замиканням F і позначають F^+ . Формальною основою для обчислення замикання множини функціональних залежностей, а також їх аналізу і обробки, є система аксіом (правил висновою) функціональних залежностей [12]:

F_1 (рефлексивність): якщо $Y \subseteq X$, то $X \rightarrow Y$;

F_2 (доповнення): якщо в відношенні $RX \rightarrow Y$ та $Z \subseteq R$, тоді отримаємо $XZ \rightarrow YZ$;

F_3 (транзитивність): якщо $X \rightarrow Y$ і $Y \rightarrow Z$, тоді $X \rightarrow Z$.

З аксіом $F_1 - F_3$ виводяться наступні правила:

FR_1 (об'єднання): якщо $X \rightarrow Y$ і $X \rightarrow Z$, тоді $X \rightarrow YZ$;

FR_2 (псевдотранзитивність): якщо $X \rightarrow Y$ та $WY \rightarrow Z$, тоді $XW \rightarrow Z$;

FR_3 (декомпозиція): якщо $X \rightarrow Y$ та $Z \subseteq Y$, тоді $X \rightarrow Z$.

Додатково зазначимо, що множини залежностей F і G вважаються еквівалентними, $F^+ = G^+$. У такому випадку F є покриттям G і навпаки. Множина F є не надмірним покриттям G , якщо F є покриття G і в ньому немає такого власного підмножини F' , що $F' = F$.

Найбільш важкою є задача проектування оптимального (за запропонованим цільовим показником) не надмірного покриття структури функціональних залежностей, а наявні алгоритми її вирішення [10, 11] мають високу складність, що робить їх застосування неможливим при розгляді усього декількох десятків функціональних залежностей. Тому для підвищення якості проектування БД автоматизованої інформаційної системи ОБУ доцільна розробка більш ефективних алгоритмів формування ненадмірного покриття. З цією метою може бути запропонований наступний підхід.

На підставі детального аналізу властивостей ненадмірного покриття, наведених в роботі [10], можна виділити клас елементів структур функціональних залежностей, так званих еквівалентними ключами, наявність яких тягне за собою відсутність ненадмірного покриття, відповідного заданій структурі функціональних залежностей. Це означає знаходження ознаки, відповідно до якої можна варіювати ненадмірність покриття структури функціональних залежностей, з метою отримання ненадмірного покриття, оптимального в тому чи іншому сенсі.

Для реалізації запропонованого підходу введемо визначення 3.

Визначення 3: Нехай G – ненадмірне покриття. Множина атрибутів (можливо складних) $K = \{X_1, X_2, \dots, X_n\}$ назвемо групою

еквівалентних ключів, якщо виконуються властивості:

в G існує функціональна залежність, що має лівою частиною атрибут X_1 для будь-яких атрибутів X і Y , що належать K , мають місце відповідність $X \rightarrow Y \in G^+$ і $Y \rightarrow X \in G^+$;

для будь-яких атрибутів X і Y , що належать K , співвідношення $X' \rightarrow Y \in G^+$ не виконується ні для якого $X' \subset X$;

для будь-якого X , що не входить в K , властивості 2 і 3 не виконуються ні з яким $Y \in K$.

З роботи [1] випливає, що еквівалентні ключі залежать від замикання G , а не від конкретного ненадмірного покриття, тому що, якщо $X_1 \rightarrow A \in G$ і $X_1 \in K$, то для будь-якого не надмірного покриття H такого, що $H^+ = G^+$, існує функціональна залежність $X \rightarrow B$ де $X \in K$. Наприклад, якщо $G = \{AB \rightarrow C, C \rightarrow A\}$ то є група еквівалентних ключів $K = \{AB, BC\}$ або, якщо $G = \{A \rightarrow B, B \rightarrow C, C \rightarrow D, A \rightarrow E, DE \rightarrow A\}$ то $K = \{DE, CE, BE\}$.

Причиною введення поняття еквівалентних ключів є те, що їх наявність в силу існуючої множини функціональних залежностей в більшості випадків тягне за собою утворення неєдності ненадмірного покриття [1].

Для обґрунтування алгоритму проектування груп еквівалентних ключів будемо використовувати твердження, яке формується у вигляді лемми.

Лемма 1. Нехай G – деяка сукупність функціональних залежностей, A – простий атрибут, $X \rightarrow A$ – нетривіальна функціональна залежність, що входить в G^+ . Тоді в G існує функціональна залежність з атрибутом A в правій частині.

Доказ:

Нехай $X \rightarrow A \in G^+$, тоді за визначенням замикання G^+ випливає, що з множини функціональних залежностей G може бути виведена функціональна залежність $X \rightarrow A$ шляхом застосування аксіом $F_1 - F_3$ і виведення правил $FR_1 - FR_3$. Ця функціональна залежність має в першій частині атрибут A , що підтверджує справедливості лемми.

Використовуючи *Лемму 1* і опираючись на роботу [5], для виявлення груп еквівалентних ключів може бути запропонований наступний алгоритм.

Алгоритм 1.

1. Початок.
2. Побудувати довільне не надмірне покриття G вихідної структури функціональних залежностей і надлишкових атрибутів в лівих частинах функціональних залежностей.
3. Для кожного атрибута X , що є лівою

частиною однієї з функціональних залежностей ненадмірного покриття G , визначити множину всіх атрибутів A таких, що $X \rightarrow A \in G^+$, тобто знаходиться замикання X . Поряд з множиною X^+ визначити множину X' , яка містить всі атрибути, що приєднуються в процесі визначення X^+ . У безлічі X' не включаються атрибути, що приєднуються до X^+ на другому кроці, коли X^+ потрібно було рівним X , а X' потрібно було рівним \emptyset .

4. В якості X вибрати ліву частину першої функціональної залежності в G .

5. Якщо $X \cap X' \neq \emptyset$, тоді X є членом групи еквівалентних ключів. В цьому випадку покладається $K' = \{X\}$. Якщо $X \cap X' = \emptyset$, тоді не існує групи еквівалентних ключів, що містять X , і перехід до п. 12.

6. Нехай $K' \subseteq K$, де K – група еквівалентних ключів. Вибрати в якості Y перший атрибут з K' .

7. Взяти в якості A перший простий атрибут з Y , який в G є функціональною залежністю $Z \rightarrow A$, використаний при побудові X' на кроці 3.

8. Нехай $Z' = (Y \cup Z) \setminus A$. Тоді існує атрибут (можливо складний) $Z'' \subseteq Z'$, у такому разі залежність $Z'' \rightarrow Y$ є повною. Отже покласти $K' = K' \cup \{Z''\}$.

9. Аналогічно п. 7, обрати в якості A наступний простий атрибут з Y , для якого є функціональна залежність $Z \rightarrow A$, і перехід до п. 8. Якщо всі такі атрибути з Y вичерпані, то перейти до п. 10.

10. Обрати в якості Y наступний елемент безлічі K' і здійснити перехід до п. 7. Якщо всі елементи множини K' вичерпані, тоді покласти $K' = K' \cup \{Z''\}$ і перейти до п. 11.

11. Вибрати в якості X ліву частину наступної функціональної залежності з G , яка не входить ні в одну з вже побудованих груп еквівалентних ключів, і перейти до п. 5. Якщо всі ліві частини функціональних залежностей з G вичерпані, то перейти до п. 12.

12. Кінець.

Загальна складність алгоритму оцінюється величиною $C_1 = O(CN^3M(M + K_s))$, де C – деяка константа; N – загальне число атрибутів; M – загальне число функціональних залежностей у вихідній структурі; K_e – загальна кількість еквівалентних ключів.

Як показує практика проектування БД інформаційних систем, призначених для використання в ОВУ [2, 6], як правило, число еквівалентних ключів не перевищує числа функціональних залежностей ненадмірного покриття. Однак, можливі випадки, коли число еквівалентних ключів може зростати зі зростанням числа функціональних залежностей за

експоненціальним законом, що відповідає відомому положенню про NP – повноти завдання знаходження всіх ключів відносини [4]. У цих випадках може бути використаний більш простий алгоритм, за допомогою якого виявляється підмножина всіх еквівалентних ключів, що містять тільки ті ключі, які є лівими частинами функціональних залежностей. Це дозволяє при побудові груп еквівалентних ключів уникнути значної кількості комбінацій. Спрощений алгоритм виявлення груп еквівалентних ключів полягає в наступному.

Алгоритм 2.

1. Початок.

2. Побудувати довільне ненадмірне покриття G вихідної структури функціональних залежностей.

3. Для кожного атрибута X , що є лівою частиною однієї з функціональних залежностей ненадмірного покриття G , визначити X^+ . Поряд з множиною X^+ побудувати множину X' , яка містить всі атрибути, що приєднуються в процесі визначення X^+ .

4. Як X , вибрати ліву частину першої функціональної залежності в G .

5. Якщо $X \cap X' \neq \emptyset$, тоді покласти $K' = \{X\}$, інакше перейти до п. 10.

6. Вибрати в якості Y перший атрибут який є лівою частиною функціональної залежності із G , ще не розглянутий як X і не увійшов до жодної з вже побудованих груп.

7. Якщо $Y \subseteq X^+$ і $X \subseteq Y^+$, тоді X і Y належать одній групі еквівалентних ключів. В цьому випадку покласти $K' = K' \cup \{Y\}$.

8. Обрати в якості Y наступну ліву частину функціональної залежності, яку не розглянуто як X і не вийшла ні в одну з вже побудованих груп. Якщо всі такі значення вичерпані, то переходимо до п. 9, інакше – переходимо до п. 7.

9. Якщо K' містить більше одного елемента, тоді множина K' є побудованою поточною групою. В цьому випадку покласти $K = K'$.

10. Вибрати в якості X наступний атрибут, який є лівою частиною деякої функціональної залежності з G , яка не розглянута як X і не увійшла ні в одну з побудованих груп. Якщо всі такі X вичерпані, тоді переходимо до п.11, інакше – переходимо до п. 5.

11. Кінець.

Загальна складність наведеного алгоритму оцінюється значенням $O(CN^2M^2)$.

Розроблені алгоритми дозволяють перейти до проектування загального алгоритму обробки структур функціональних залежностей. Вихідними даними для нього є вихідна структура функціональних залежностей. В результаті роботи

алгоритму має бути отримано ненадмірне покриття, близьке до оптимального в сенсі певних критеріїв концептуального проектування БД, а також множину віддалених від ненадмірного покриття залежностей, що призводять до виникнення міжреляційних обмежень цілісності, які не підтримуються засобами СУБД. Це досягається виконанням наступних операцій.

1. Початок.
2. Побудувати довільне ненадмірне покриття $G \subseteq F$, де F – вихідна структура функціональних залежностей. Якщо серед лівих частин функціональних залежностей з G немає загального ключа універсальних відносин, тоді необхідно сформулювати функціональну залежність з таким ключем в лівій частині та фіктивним атрибутом у правій частині і додати її в G .
3. Визначити множину всіх груп еквівалентних ключів з використання алгоритму 1 або 2.
4. Нехай U_1, U_2, \dots, U_s – множина всіх груп еквівалентних ключів. Вибрати з кожної групи по одному первинному ключу $X_1 \in U_1, X_2 \in U_2, \dots, X_s \in U_s$.
5. Нехай $U_i = \{ Y_i^1, Y_i^2, \dots, Y_i^{k_i} \}$ і $X_i = Y_{i1}$, де $i = 1, 2, \dots, s$. Побудувати множину $I = \bigcup_{i=1}^s \bigcup_{j=2}^{k_i} \{ X_i \rightarrow Y_i^j, Y_i^j \rightarrow j \}$.
6. Побудувати множину функціональних залежностей $K = \bigcup_i \left(\bigcup_p \{ X_i \rightarrow Q_p \} \cup \bigcup_k \{ Z_k \rightarrow X_i \} \right)$, де об'єднання береться за всіма Q_p таким, що $X_i^G \rightarrow Q_p \neq 0$ і $Q_p \notin U_i$, за всіма Z_k таким, що $Z_k^G \rightarrow Y_i^j \neq 0$ для деякого j і $Z_k \notin U_i$. Якщо Z_k або Q_p належить деякій групі еквівалентних ключів U_t , $t \neq i$, тоді замість $Z_k \rightarrow X_i$ або $X_i \rightarrow Q_p$ в K включити відповідно функціональну залежність $X_i \rightarrow X_i$ або $X_i \rightarrow X_i$. Якщо відповідно до цих правил в K повинні входити функціональні залежності $X_i \rightarrow X_i$ і $X_i \rightarrow X_r$ (або $Z_k \rightarrow X_i$ та $Z_k \rightarrow X_r$) такі, що для деякого V , $1 \leq V \leq k_t$, $Y_i^V \subset X_r$, то залежність $X_i \rightarrow X_i$ (або залежність $Z_k \rightarrow X_i$) до K не включається.
7. Отримати множину G_1 шляхом видалення функціональних залежностей, надлишкових в $G \cup I \cup K$.
8. Отримати множину J_1 , видаляючи функціональні залежності, надлишкові в $G_1 \cup I \cup K$.
9. Знайти множину K_1 на основі видалення функціональних залежностей, надлишкових в $G_1 \cup J_1 \cup K$.
10. Покласти $G = G_1 \cup J_1 \cup K_1$.
11. Видалити з G функціональні залежності вигляду $Y_i^j \rightarrow X_i$, переносячи їх в список

залежностей, підтримуваних засобами процедур БД. При цьому видалення функціональних залежностей має відбуватися лише в тому випадку, якщо воно не порушує властивості з'єднання без втрат відносин, породжуваних усіма функціональними залежностями з G .

12. Кінець.

Побудова довільного ненадмірного покриття на другому кроці алгоритму, є допоміжною процедурою, обумовленою відношенням даних понять до структур функціональних залежностей (еквівалентні ключі, міжреляційні обмеження цілісності та ін.) Пов'язані з не надмірним покриттям, і відповідні цим поняттям алгоритми обробки мають в якості вихідних даних не надмірного покриття. Аналогічно для використання на останніх кроках призначений і загальний ключ універсального відносини [4]. Виконання другого кроку алгоритму зводиться до багаторазового вирішення завдання членства [5], і складність кроку оцінюється величиною $O(CN^2 M^2)$.

На третьому кроці алгоритму будуються групи еквівалентних ключів на основі застосування алгоритмів 1 або 2. При цьому другий крок даних алгоритмів виконувати не слід, тому що він виділений тут у самостійний крок.

Кроки 4 – 10 в загальних рисах повторюють алгоритм створення ненадлишкового покриття, запропонований в роботі [5], але повністю з ним не збігається, тому що в даному алгоритмі відсутній етап з'єднання всіх функціональних залежностей з однаковими лівими частинами в одну. В цілому дії на цих кроках зводяться до вибору первинних ключів і максимально можливої концентрації близьких до них зв'язків. Складність цієї сукупності кроків оцінюється величиною $O(CN(M+K_3))$, де K_3 – загальна кількість еквівалентних ключів.

На передостанньому етапі, функціональні залежності, які призводять до виникнення міжреляційних обмежень цілісності, видаляються з G . Складність цього кроку оцінюється величиною $O(CN K_3)$.

Наведений алгоритм реалізується по кроках, послідовно, без циклів і його загальна складність складається з складності його кроків.

В результаті роботи алгоритму створення ненадмірного покриття залежить тільки від замикання F^+ і множини первинних ключів $\{X_1, X_2, \dots, X_s\}$ і є інваріантні щодо вихідної (початкової) структури функціональних залежностей. Це відповідає твердженням про те, що застосування розроблених алгоритмів дозволяє забезпечити побудову концептуальної схеми БД автоматизованої інформаційної системи ОБУ як

системи відносин, що знаходиться в третій нормальній формі, що узгоджується з поданням про її ефективність у сенсі сформульованих в [11] критеріїв.

Висновки й перспективи подальших досліджень

Зауважимо, що ставлення як модель об'єкта, в загальному випадку, не є загальним. Так, в предметній області артилерії існують об'єкти, властивості яких характеризуються векторами значень. Наприклад, щодо (об'єкт), "З'єднання РВ і А" атрибуту "Умови зберігання боєприпасів" відповідає не один, а кілька значень кортежів ("в сховищі", "на відкритому майданчику", "на рухомих засобах" і т.п.). Природним способом придушення надмірності при поданні об'єктів такого роду є виділення кожної характеристики

(разом з атрибутом об'єкта) окремим ставленням. З'єднання таких відносин по атрибуту-ідентифікатором об'єкта не призводить до спотворення інформації в БД: в силу незалежності характеристик всі комбінації значень характеристик, які при цьому утворюються,

З точки зору теоретичних результатів, отриманих в області проектування реляційних БД, найбільш повне і ефективно придушення надмірності пов'язано з приведенням відносин на основі обробки багатозначних залежностей (визначення 2) існуючих між атрибутами в проаналізованій предметній області. Для цієї мети сформульовані аксіоми (правила виводу) для багатозначних залежностей, які базуються на них алгоритми обробки такого роду залежностей [1].

Література

1. Томас Коннолли. Базы данных: проектирование, реализация и сопровождение. Теория и практика 3-е изд. Україна від найдавніших часів до сьогодні: хронол. довід. / Томас Коннолли, Каролин Бегг. – : Вільямс, 2017. – 1440с.

2. Базы даних та інформаційні системи. Навчальний посібник / С.В. Шаров, В.В. Осадчий.– Мелітополь: Вид-во МДПУ ім. Б. Хмельницького, 2014. – 352с.

3. К. Дж. Дэйт. Введение в системы баз данных / К. Дж. Дэйт – изд.: Вильямс, 2017. – 1328с.

4. Берко А. Ю., Верес О. М., Пасічник В. В. Системи баз даних та знань. Книга 1. Організація баз даних та знань : підручник.–Львів:«Магнолія-006»,2015.–440с.

5. Берко А. Ю., Верес О. М., Пасічник В. В. Системи баз даних та знань. Книга 2. Системи управління базами даних та знань: навч. посібник.–в:«Магнолія-2006»,2012.–584с.

6. Інформаційні системи і технології : навч. посіб. / [П. М. Павленко, С.Ф.Філоненко, К.С.Бабічтайн.].К.:НАУ,2013.324с.

7. Шаров С.В., Осадчий В.В. Базы даних та

інформаційні системи. Навчальний посібник.– Мелітополь: Вид-во МДПУ ім. Б. Хмельницького, 2014.–352с.

8. Інформаційні технології інформаційно-аналітичного забезпечення органів управління військами (силами): Підручник / [С.А. Микусь, В.Г. Солонніков, В.О. Крайнов, та ін.].– К.: НУОУ ім. І. Черняхівського, 2018. – 352 с.

9. Організація інформаційно-аналітичного забезпечення органів управління військами (силами): Підручник / [С. А. Микусь, В. Г. Солонніков, В.О. Крайнов та ін.].– К.: НУОУ ім. І. Черняхівського, 2019. – 237 с.

10. Застосування сучасних інформаційних технологій у наковій діяльності: Підручник / [С. А. Микусь, В. Г. Солонніков, В.О. Крайнов, Т. П. Пашенко та ін.].– К.: НУОУ ім. І. Черняхівського, 2019. – 237 с.

11. Крайнов В.О. Основні підходи щодо вибору показників якості при проектуванні концептуальної бази даних для автоматизованої інформаційної системи органу військового управління. Збірник наукових праць, ВІКНУ ім. Тараса Шевченка, 2021р., №73, с.120-125.

МЕТОДИКА ПРОЕКТИРОВАНИЯ КОНЦЕПТУАЛЬНОЙ СХЕМЫ БАЗЫ ДАННЫХ ДЛЯ АВТОМАТИЗИРОВАННОЙ ИНФОРМАЦИОННОЙ СИСТЕМЫ ОРГАНА ВОЕННОГО УПРАВЛЕНИЯ

Валерий Александрович Крайнов (кандидат технических наук, доцент)

Николай Васильевич Филатов (кандидат технических наук, доцент)

Роман Иванович Грозовский (кандидат военных наук)

Национальный университет обороны Украины имени Ивана Черняховского, Киев

Автоматизированные информационные системы органа военного управления, ориентированные на конкретные программы, не отвечают требованиям потребителей, поскольку процесс обработки массивов данных ими несовершенен. Эти обстоятельства обусловили необходимость разработки базы данных, применение которой способствовало их интенсивному использованию. База данных накапливает в своей среде информацию, необходимую для анализа обстановки и организации оперативно-тактических расчетов. Процесс ее проектирования и создания многоэтапный и трудоемкий, и требует обработку, интеграцию, преобразование территориально и функционально распределенных данных за счет привлечения высококвалифицированных специалистов в различных сферах (аналитиков, программистов, офицеров-пользователей). Этот процесс отличается высокой степенью сложности, что обусловлено необходимостью учета большого количества параметров, характеризующих состав и структуру базы данных, а также условия ее эксплуатации.

Качество и сроки создания баз данных во многом определяются методами и средствами применяемыми для проектирования, а их характеристики существенно зависят от принятой архитектуры информационной системы, средств моделирования предметной области и условий функционирования автоматизированной информационной системы органа военного управления.

В статье рассмотрены основные подходы к проектированию концептуальной схемы базы данных для автоматизированной информационной системы органа военного управления, особенность которой базируется на разработке единого интегрированного подхода к проектированию, который на этапе концептуального проектирования не будет зависеть от специфики конкретной системы управления базой данных, и в то же время будет формально обхватывать весь цикл проектирования. Также, к числу недостаточно исследованных к настоящему времени проблем, относится проблема, связанная с несопадением ограничений целостности, способных поддерживаться системой управления базой данных без привлечения процедур базы данных. То есть возникает задача получения формальных критериев, которые позволят еще на начальных этапах проектирования базы данных определить, поддерживается ли данная система ограничений целостности средствами системы управления базой данных. Кроме того, получение таких критериев также позволит решить важную задачу логического проектирования базы данных, а именно, разделение специфицированных в концептуальной модели ограничений целостности на два подмножества: подмножество ограничений целостности, которые полностью поддерживаются системой управления базой данных; подмножество ограничений целостности, для поддержки которых необходимо использование процедур базы данных.

Ключевые слова: база данных, автоматизированная информационная система, система управления базой данных, показатель эффективности базы данных, орган военного управления.

METHODS OF DESIGNING A CONCEPTUAL DATABASE SCHEME FOR AN AUTOMATED INFORMATION SYSTEM OF THE MILITARY MANAGEMENT BODY

Valerii Krainov (Candidate of technical sciences, associate professor)

Mykola Filatov (Candidate of Technical Sciences, Associate Professor)

Roman Hrozovskyi (Candidate of military sciences)

National Defence University of Ukraine named after Ivan Cherniakhovskyi, Kyiv, Ukraine

Program-oriented automated information systems of the military administration do not meet the requirements of consumers, as the process of processing data sets is imperfect. These circumstances necessitated the development of its database, the use of which contributed to their intensive use. The database accumulates in its environment the information necessary for the analysis of the situation and the organization of operational and tactical calculations. The process of its design and creation is multi-stage and time-consuming, and requires processing, integration, transformation of spatially and functionally distributed data through the involvement of highly qualified specialists in various fields (analysts, programmers, user officers). This process is highly complex, due to the need to take into account a large number of parameters that characterize the composition and structure of the database, as well as the conditions of its operation.

The quality and timing of databases are largely determined by the methods and tools used for design, and their characteristics significantly depend on the accepted architecture of the information system, subject area modeling and operating conditions of the automated information system of the military administration.

The article considers the main approaches to designing a conceptual database scheme for an automated

information system of the military administration, the feature of which is based on the development of a single integrated design approach, which at the conceptual design stage will not depend on the specific database management system. time will formally cover the entire design cycle. Also, among the insufficiently researched problems so far is the problem related to the discrepancy of integrity constraints that can be maintained by the database management system without the involvement of database procedures. That is, there is a problem of obtaining formal criteria that will allow in the initial stages of database design to determine whether this system of integrity constraints is supported by the database management system. In addition, obtaining such criteria will also solve an important problem of logical database design, namely, the division of specified in the conceptual model of integrity constraints into two subsets: a subset of integrity constraints, which are fully supported by the database management system; a subset of integrity constraints that require database procedures to maintain.

Key words: database, automated information system, database management system, database efficiency indicator, military administration body.

References

1. **Tomas Konnolli.** Bazyi danyih: proektirovanie, realizatsiya i soprovozhdenie. Teoriya i praktika 3-e izd. UkraYina vId naydavnlshih chaslV do sogoDennya: hronol..dovId. /Tomas Konnolli, Karolin Begg. – : Vilyams, 2017. – 1440s.
2. Bazi danih ta InformatsIynI sistemi. Navchalniy posIbnik / S.V. Sharov, V.V.Osadchiy.– Melltopol: Vid-vo MDPU Im. B. Hmelnitskogo, 2014. – 352s.
3. **K. Dzh. Deyt.** Vvedenie v sistemyi baz danyih / K. Dzh. Deyt – izd.: Vilyams, 2017. – 1328s.
4. **Berko A. Yu., Veres O. M., PasIchnik V. V.** Sistemi baz danih ta znan. Kniga1.OrganIzatsIya baz danih ta znan : pIdruchnik.–LvIv:«MagnolIya-006»,2015.–440s.
5. **Berko A. Yu., Veres O. M., PasIchnik V. V.** Sistemi baz danih ta znan. Kniga2.Sistemi upravlnnya bazami danih ta znan: navch. posIbnik.– v:«MagnolIya-2006»,2012.–584s.
6. InformatsIynI sistemi I tehnologIYi : navch. posIb. / [P.M. Pavlenko, S.F.Filonenko, K.S.BabIchtaIn.]. K.:NAU,2013.324s.
7. **Sharov S.V., Osadchiy V.V.** Bazi danih ta InformatsIynI sistemi. Navchalniy posIbnik.– Melltopol: Vid-vo MDPU Im. B. Hmelnitskogo, 2014.–352s.
8. InformatsIynI tehnologIYi InformatsIyno-analltichnogo zabezpechennya organIv upravlnnya vlyskami (silami): PIdruchnik / [S.A. Mikus, V.G. SolonnIkov, V.O. Kraynov, ta In.].– K.: NUOU Im. I. Chernyahovskogo, 2018.
9. Orhanizatsiia informatsiino-analitychnoho zabezpechennia orhaniv upravlnnia viiskamy (sylamy): Pidruchnyk / [S. A. Mykus, V. H. Solonnikov, V.O. Krainov ta in.].– K.: NUOU im. I. Cherniakhovskoho, 2019. – 237 s.
10. Zastosuvannia suchasnykh informatsiinykh tekhnolohii u nakovii diialnosti: Pidruchnyk / [S. A. Mykus, V. H. Solonnikov, V.O. Krainov, T. P. Pashchenko ta in.].– K.: NUOU im. I. Cherniakhovskoho, 2019. – 237 s.
11. **Krainov V.O.** Osnovni pidkhody shchodo vyboru pokaznykiv yakosti pry proektuvanni kontseptualnoi bazy danykh dlia avtomatyzovanoi informatsiinoi systemy orhanu viiskovoho upravlnnia. Zbirnyk naukovykh prats, VIKNU im. Tarasa Shevchenko, 2021r., №73, s.120-125.