

Гужва В. О.,
Журавель Н. М.

ПРО ОДИН ПІДХІД ДО РОЗРОБКИ СИСТЕМИ ЩОДО ПОВОДЖЕННЯ З ТВЕРДИМИ ПОБУТОВИМИ ВІДХОДАМИ

Розглядаються існуючі проблеми з твердими побутовими відходами в Харківській області. Формулюються задачі, що мають бути вирішені для покращення ситуації: розміщення сміттесортувальної та сміттєперевантажувальної станції, пошук оптимального маршруту транспортування відходів та вибір марки сміттєвозу. Наведені основні підходи до їх вирішення, їх переваги та недоліки. Зроблено висновки щодо доцільності використання наведених підходів.

Ключові слова: тверді побутові відходи, алгоритм, граф, задача розміщення, оптимальний маршрут.

1. Вступ

Тверді побутові відходи (ТПВ) є багатотоннажними відходами споживання. Проблема поводження з ними стоїть перед людством вже більш ніж 150 років, і різні країни вирішують її по-різному. Спочатку відходи утилізувалися самим населенням, але з ростом його чисельності будувалися сміттєспалювальні заводи. Пізніше постала проблема не тільки утилізації відходів, але й їх збору. Були випробувані селективний (сортування відходів на місцях силами населення) та унітарний збір (побудова сміттесортувальних станцій) у таких країнах, як Великобританія, Швейцарія, Японія. У Швеції навіть були спроектовані та побудовані житлові комплекси з кількома сміттєпроводами, що були призначені для відходів, попередньо відсортованих мешканцями. В наш час також використовується збір по системі змінних контейнерів, котрі мають свої переваги та недоліки на території з різною густиною заселення. В останні роки у світовій і вітчизняній практиці у густонаселених територіях спостерігається тенденція заміни прямого вивезення побутових відходів двохетапним з використанням сміттєперевантажувальних та сміттесортувальних станцій. Ця технологія особливо активно впроваджується у великих містах, у яких полігони розташовані на значній відстані від міста [1].

2. Актуальність дослідження та постановка задачі

Першочерговим завданням у вирішенні проблеми поводження з твердими побутовими відходами є розробка оптимальних систем їх збору і транспортування. Зволікання з видаленням відходів з місць утворення неприпустимо, тому що це може призвести до серйозного забруднення міст. Таким чином проблема твердих побутових відходів є досить актуальною, оскільки її рішення пов'язане з необхідністю забезпечення нормальної життєдіяльності населення, санітарного очищення міст, охорони навколишнього середовища та ресурсозбереження.

Метою статті є формулювання задач, що мають бути вирішені для покращення ситуації в сфері поводження

з твердими побутовими відходами, опис альтернативних підходів до їх вирішення.

3. Огляд літератури

Аналіз літературних джерел показав, що для вирішення проблем в сфері поводження з твердими побутовими відходами можна успішно використовувати математичне моделювання. Отже, щоб зменшити витрати в системі щодо поводження з відходами пропонується вирішити наступні задачі:

- розмістити сміттєперевантажувальну та сміттесортувальну станцію (пропонується для цього використати апарат теорії графів) [2 – 4];
- знайти оптимальний маршрут вивезення сміття з місць його збору з мінімальним кілометражем (пошук ейлерового чи гамільтонового маршрутів) [2, 5 – 14];
- обрати технічні засоби для транспортування твердих побутових відходів (за допомогою побудови областей ефективності марок сміттєвозів з парку взаємозамінних машин) [15 – 17].

4. Задачі, що вирішуються в системі щодо поводження з твердими побутовими відходами

4.1. Задача розміщення сміттєперевантажувальної та сміттесортувальної станції. Для організації автоматизованого пошуку розміщення сміттєперевантажувальної станції представимо маршрути та відправні точки у вигляді графа. Таким чином, отримуємо граф $G(X, A)$, де X – множина вершин, тобто перехресть, A – множина дуг, тобто доріг, які з'єднують перехрестя, що відповідають вершинам графа.

Необхідно розташувати станцію таким чином, щоб сума найкоротших відстаней із місць накопичення ТПВ до неї була мінімальною. В теорії графів оптимальне у вказаному сенсі місце розташування пункту називається медіаною графа. Виходячи з природи цільової функції, такі задачі називають мінісумними задачами розміщення.

Введемо деякі визначення. Пронумеруємо вершини у графі G від 1 до n . Нехай $d(i, j)$ позначає довжину

найкоротшої відстані від вершини i до вершини j . Тоді через D позначається матриця розмірністю $n \times n$, у якій елементом $(i, j) \in d(i, j)$ – відстані вершина – вершина [2].

Для знаходження місць розміщення станції пропонується шукати зовнішню або внутрішню медіани графа. Зовнішня медіана графа знаходиться наступним чином:

$$\sigma_0(\bar{x}_0) = \min_{x_i \in X} \{\sigma_0(x_i)\}, \quad (1)$$

де $\sigma_0(x_i) = \sum_{x_j \in X} v_j d(x_i, x_j)$ – сума елементів строки матриці, отриманої після помноження кожного стовпця матриці відстаней $D(G) = [d(x_i, x_j)]$ на вагу відповідної цьому стовпцю вершини; $d(x_i, x_j)$ – найкоротша відстань від x_i до x_j з матриці найкоротших відстаней $D(G)$; v_j – вага строки з матриці $D(G)$.

Внутрішня медіана графа знаходиться наступним чином:

$$\sigma_t(\bar{x}_0) = \min_{x_i \in X} \{\sigma_t(x_i)\}, \quad (2)$$

де $\sigma_t(x_i) = \sum_{x_j \in X} v_j d(x_j, x_i)$ – сума елементів стовпця матриці, отриманої після помноження кожної строки матриці відстаней $D(G)$ на вагу відповідної цій строчці вершини, де $d(x_j, x_i)$ – найкоротша відстань від x_j до x_i з матриці найкоротших відстаней; v_j – вага відповідної вершини.

Вагу вершини v_j обирають згідно думок експертів щодо доцільності розташування сміттєперевантажувальної станції саме в цій вершині, вона приймає значення (0; 1). Якщо ж необхідно розмістити кілька станцій, то потрібно було б вирішувати задачу про p -медіану [2, 3]. Але ця задача відноситься до класу NP -складних задач.

Існує кілька методів пошуку найкоротших відстаней в графі:

- алгоритм Дейкстри (пошук найкоротших відстаней від заданої вершини);
- алгоритми Флойда та Данцига (алгоритми пошуку найкоротших відстаней між всіма парами вершин у графі).

Алгоритми Флойда і Данцига, на відміну від алгоритму Дейкстри, який дозволяє побудувати орієнтоване дерево найкоротших відстаней від деякої вершини, дозволяють знайти довжини всіх найкоротших відстаней в графі. Ця задача може бути вирішена і багатократним застосуванням алгоритму Дейкстри (кожного разу послідовно вибираємо вершину від першої до N -ної, поки не отримаємо найкоротші відстані між всіма вершинами графа), проте реалізація подібної процедури потребує значних обчислювальних витрат.

4.2. Задача збору та транспортування відходів. Нехай маємо граф $G(X, A)$, де X – множина вершин, які представляють собою перехрестя, A – множина дуг, що представляють собою дороги, які з'єднують перехрестя. Величина $c(a_j)$ – вага ребра – відповідає довжині дороги. Потрібно знайти маршрут найменшого километражу.

Тоді задача збору ТПВ з місць їх накопичення у термінах теорії графів може бути вирішена наступними

способами: пошуком ейлерового циклу або пошуком гамільтонового контуру.

Якщо маємо неорієнтований s -граф G , то ейлерів цикл – це такий цикл, який проходить рівно один раз по кожному ребру. Пошук такого циклу забезпечить збір сміття на кожній вулиці.

Гамільтонів цикл – це цикл, що проходить один, і тільки один раз через кожен вершину графа G [4]. Задача знаходження гамільтонового циклу з найменшою вагою в літературі відома як задача комівояжера [5].

Звісно не всі графи мають ейлерів цикл, але якщо ейлерів цикл існує, то це означає, що, слідуючи уздовж цього циклу, можна намалювати граф на папері, не відриваючи від неї олівця. Ейлер першим у своїй знаменитій задачі про Кенігсберзькі мости розглянув питання про існування таких циклів у графах [2].

Основна теорема про існування ейлерових циклів формулюється так: зв'язний неорієнтований s -граф G містить ейлерів цикл тоді і тільки тоді, коли число вершин непарної ступені дорівнює 0 (0 або 2) [2]. Очевидно, якщо граф незв'язний (за виключенням ізольованих вершин), то ейлерів цикл не існує, так як немає ніякого ланцюга, що веде з однієї його компоненти в іншу.

Флєрі дав дуже простий алгоритм побудови ейлерова циклу в неорієнтованому графі (якщо такий цикл існує). Цей алгоритм легко може бути поширений на орієнтовані графи і полягає в наступному. Починати з деякої вершини p і кожного разу викреслювати пройдене ребро. Не проходить по ребру, видалення якого приводить до розбиття графа на дві зв'язні компоненти.

Якщо ж у графі G не існує ейлерового маршруту, то ця задача перетворюється у так звану задачу китайського листоноші. Вона полягає у пошуку найкоротшого маршруту, що включає кожне ребро графу щонайменш один раз і закінчується у початковій вершині, з якої починався рух. У разі, коли ваги всіх ребер дорівнюють одиниці, задачу китайського листоноші розглянули Беллман і Кук [6] з використанням динамічного програмування. Більш загальною задачею, коли ваги ребер довільні, сформулювали і вирішили як задачу про паросполучення (в окремому випадку з задачею про найкоротший ланцюг) Едмондс [7], Едмондс і Джонсон [8], Басакер і Сааті [9] та Крістофідес [4].

У [4] наведено наступний алгоритм розв'язання задачі китайського листоноші.

Крок 1. Нехай $[c_{ij}]$ – матриця ваг ребер графа G , X^- – множина вершин, з яких виходить непарна кількість ребер. Використовуючи алгоритм Данцига для вершин із множини X^- розрахувати матрицю найкоротших відстаней $D = [d_{ij}]$, де d_{ij} – вага ланцюга найменшої ваги, що йде з деякої вершини $x_i \in X^-$ в іншу вершину $x_j \in X^-$.

Крок 2. Побудувати граф $G' = (X', E')$, множина вершин якого складається з усіх вершин з множини X^- , а множина ребер з'єднує кожен пару вершин.

Крок 3. Призначити кожному ребру графа G' вагу, що дорівнює $(M - d_{ij})$, де M – дуже велике число.

Крок 4. Побудувати на графі G' паросполучення з максимальною вагою.

Крок 5. В граф G додати штучні ребра із отриманого паросполучення, в результаті чого даний граф уже не матиме вершин з непарним ступенем.

Крок 6. Покласти $i = 1$.

Крок 7. Починати обхід графу з деякої вершини s . Для цього пройти будь-яке ребро (s, x) , інцидентне вершині s , а далі будь-яке ще не використане ребро, інцидентне вершині x . Цей процес обходження продовжується поки не відбудеться повернення у вершину s . Ребра, по яким відбувся обхід, утворюють цикл C_i . Якщо у цикл C_i увійшли усі ребра графу G , то останов і цикл C_i — оптимальний маршрут. Якщо ні, то перейти до кроку 8.

Крок 8. Покласти $i = i + 1$. Використовуючи методику кроку 7, обравши за початкове ребро ще не використане, утворити новий цикл.

Крок 9. Якщо у цикли C_1, \dots, C_i увійшли всі ребра графу G , тобто всі ребра вже позначені як використані, то необхідно з'єднати отримані цикли у один єдиний цикл (крок 10). Інакше — перейти до кроку 8.

Крок 10. Два цикли C_i, C_{i+1} можуть бути об'єднані в один тоді, коли вони містять спільну вершину x . Для з'єднання двох таких циклів необхідно обрати в якості початкового ребро циклу C_i і рухатися по ребрам цього циклу поки не досягнули вершини x . Потім необхідно пройти всі ребра циклу C_{i+1} і повернутися у вершину x . Та продовжити обхід ребер циклу C_i , в результаті повернувшись у початкову вершину. Якщо таких циклів декілька, то процедура дещо розширюється: шукаються спільні вершини у послідовності циклів. Цикли обходяться спочатку в одному напрямку, використовуючи спільні вершини, а потім у зворотному, аби повернутися у початкову.

Крок 11. Отриманий результуючий цикл є оптимальним маршрутом.

Що стосується гамільтонового циклу, поки невідомо жодного простого критерію або алгебраїчного методу, що дозволяє відповісти на запитання, чи існує в довільному графі G гамільтонів цикл. Критерії існування, дані в роботах Пошана, Неша-Вільямса і Оре [2] є занадто загальними і не придатні для довільних графів, що зустрічаються на практиці.

Отже, наведемо деякі умови існування гамільтонового циклу. Гамільтонів цикл не може містити петлю. Якщо дві вершини x та y сполучені більш ніж однією дугою $(x, y)_1, (x, y)_2, \dots$ однакового напрямку, то виключення усіх дуг, окрім однієї дуги з найменшою довжиною, не впливає ні на існування гамільтонового циклу, ні на довжину оптимального гамільтонового циклу графа [3].

Нехай $d(x)$ є загальною кількістю ребер, інцидентних вершині x , нехай n — число вершин графа G . Враховуючи ці визначення можна сформулювати наступне твердження. Якщо граф $G = (X, A)$ задовольняє умовам: граф G сильно зв'язний і $d(x) \geq n$ для усіх $x \in X$, то він містить гамільтонів цикл.

Методи знаходження гамільтонового циклу:

— **Алгебраїчний метод.** Цей метод заснований на роботі Йоу [10], Даніельсона [11] і Дхавана [12] і включає в себе побудову ланцюгів за допомогою простого множення матриць.

— **Мультиланцюговий метод,** що був запропонований Селбі [13]. В цьому методі крім побудови ланцюгів, що допомагають швидше побудувати гамільтонів цикл чи вказують на відсутність такого циклу, значна увага приділяється частині графа, що залишилася поза цими ланцюгами. За допомогою деякої процедури певні вершини можуть бути видалені і суттєво зменшено кількість кроків пошуку циклу [2].

— **Метод перебору Робертса та Флореса** [14]. На противагу алгебраїчним методам, за допомогою яких намагаються відразу знайти всі гамільтонові цикли і при реалізації яких доводиться зберігати всі ланцюги, які можуть виявитися частинами таких циклів, метод перебору має справу з одним ланцюгом, що безперервно продовжується аж до моменту, коли отримано гамільтонів цикл, або стає ясно, що цей ланцюг не може привести до гамільтонових циклів. Тоді ланцюг модифікується деяким систематичним способом (який гарантує, що врешті решт будуть вичерпані всі можливості), після чого продовжується пошук гамільтонова циклу. У цьому способі для пошуку не потрібен великий об'єм пам'яті та за один раз знаходиться один гамільтонів цикл.

Алгебраїчні методи знаходження гамільтонових циклів не можуть бути застосовані до задач з більш ніж кількома десятками вершин, так як вони потребують занадто великого часу роботи. Більш прийнятним є підхід Робертса та Флореса, який не має надмірних вимог до пам'яті комп'ютера, але час в якому залежить експоненціально від числа вершин у графі.

Отже, для пошуку оптимального маршруту збору та транспортування твердих побутових відходів пропонується до розв'язання задача китайського листоніші, так як вона завжди має розв'язок і не залежить від того, існує чи не існує в графі ейлерів цикл.

4.3. Задача вибору технічних засобів для транспортування твердих побутових відходів. Для розв'язання задачі вибору технічних засобів (сміттевозів) необхідно побудувати області ефективного застосування взаємозамінних машин парку сміттевозів, що складається з q типорозмірів. Скориставшись побудованими областями ефективного застосування, із заданого парку сміттевозів вибрати марку машини для виконання робіт з перевезення твердих побутових відходів в обсязі V_c і переміщення на відстань L_M метрів [15].

Максимально можливий прибуток при виконанні механізованих робіт організацією, котра є власником парку машин, передбачає мінімально можливі витрати на виконання одиниці обсягу робіт. Мінімально можливі витрати можуть бути забезпечені використанням областей ефективного застосування парку машин при прийнятті рішення про призначення машини на об'єкт. При цьому машини повинні бути взаємозамінні при виконанні розглянутої роботи. Критерієм економічної ефективності застосування машин приймемо витрати на виконання робіт.

Сума витрат визначається за формулою [16, 17]:

$$C = n \cdot m \cdot L \cdot C_{km} + W, \quad (3)$$

де L — загальний пробіг автомобіля відповідної вантажопідйомності на маршруті при виконанні обсягу перевезень відходів, км; C_{km} — собівартість 1 км пробігу сміттевоза, грн.; W — зарплата персоналу за зміну, грн.; n — щоденна потреба в сміттевозах для вивезення твердих побутових відходів.

$$n = \frac{V_c}{P} \cdot K,$$

де K — коефіцієнт використання сміттевоза, приймається рівним 0,8; V_c — середньодобовий обсяг накопичення

твердих побутових відходів на одного жителя в л/добу;
 P – добова продуктивність сміттєвоза, м³/добу

$$P = e \cdot n_p,$$

де e – місткість сміттєвоза; n_p – кількість рейсів, виконуваних сміттєвозом (контейнеровозом) за робочу зміну (8 ч + 0,5 год).

$$m = \frac{T}{t_p},$$

де T – тривалість робочої зміни, год; t_p – тривалість одного рейсу, год.

$$t_p = t_1 + t_2 + t_3,$$

де t_p – час робочого пробігу сміттєвоза (контейнеровоза) за маршрутом при зборі побутових відходів у мікрорайонах, год.

$$t_1 = \frac{L_M}{V},$$

де L_M – довжина маршруту збору побутових відходів сміттєвозом, км; V – робоча швидкість руху сміттєвоза і контейнеровоза, м/год. Приймається рівною для сміттєвоза 5 км/год, для контейнеровоза – 10 км/год; t_2 – час пробігу сміттєвоза (контейнеровоза) від останнього пункту навантаження до полігону і назад до першого пункту навантаження на маршруті, год.

$$t_2 = \frac{L_p}{V_t},$$

де L_p – відстань від останнього пункту навантаження на маршруті до полігону і назад до першого пункту навантаження на маршруті, км; V_t – середня технічна швидкість руху сміттєвоза (контейнеровоза), км/год. Приймається рівною 25 км/год; t_3 – час простою під розвантаженням сміттєвоза (контейнеровоза) на полігоні, включаючи час на санітарну обробку сміттєвоза і контейнерів, год. Приймається рівним 0,4 год для сміттєвозів та 0,5 год для контейнеровозів.

Об'єднавши всі формули отримуємо:

$$C = \frac{V_c(L_M V_t + L_p V + t_3 V_t \cdot V)}{e \cdot T \cdot V \cdot V_t} \cdot K \cdot L \cdot C_{km} + W. \quad (4)$$

Аби спростити формулу введемо деякі позначення:

$$C = V_c(L_M A + B) \cdot D + E,$$

де $A = V_t$; $B = L_M V_t + L_p V + t_3 V_t \cdot V$; $D = \frac{K \cdot L \cdot C}{e \cdot T \cdot V \cdot V_t}$; $E = W$.

Області ефективного застосування будуються шляхом попарного порівняння типорозмірів машин, що входять у парк. При порівнянні сміттєвозів і та j отримують функцію межі областей їх ефективного застосування. При цьому прирівнюють витрати на виконання робіт:

$$C_i = C_j \quad \text{або}$$

$$V_c(L_M A_i + B_i) \cdot D_i + E_i = V_c(L_M A_j + B_j) \cdot D_j + E_j,$$

$$V_c = \frac{E_j - E_i}{(L_M A_i + B_i) D_i - (L_M A_j + B_j) D_j}. \quad (5)$$

Тепер для кожного типорозміру q , змінюючи параметри потрібно побудувати графіки згідно з (5) та визначити області, що відповідають ефективному застосуванню машин. Над кривою і під кривою записують марки машин відповідно до їх приналежності тій чи іншій області відповідної машини. Якщо, $C_i < C_j$, то всі об'єкти, розташовані зліва і знизу щодо границі (тобто тієї області, в якій знаходиться об'єкт-представник), належать області ефективного застосування машини j , зверху і праворуч від кордону – області ефективного застосування машини i . Таким чином, беручи точки $(L_M; V_c)$ можна на координатній площині визначити до якої області вони належать і, відповідно, робити висновки щодо вибору марки сміттєвозів [15].

5. Висновки

Для покращення ситуації в системі щодо поводження з твердими побутовими відходами в Харківській області пропонується вирішити кілька задач:

- обрати необхідні засоби для транспортування відходів від місць накопичення до сміттєперевантажувальної станції;
- обрати оптимальне розташування станції;
- прорахувати маршрут вивезення відходів.

Також було наведено можливі підходи до вирішення поставлених задач.

Отже, вирішення цих задач дозволило б економити на паливі, раціонально використовувати багатотоннажний транспорт, полегшити повсякденну працю працівників житлово-комунальних господарств або фірм, що займаються вивезенням твердих побутових відходів.

Також рішення даних задач можна об'єднати в єдиний програмний продукт, який би автоматизував обчислення і дозволив проводити розрахунки для графів з великою кількістю вершин.

Література

1. Савуляк, В. І. Технічне забезпечення збирання, перевезення та підготовки до переробки твердих побутових відходів [Текст] / В. І. Савуляк. – Вінниця: УНІВЕРСУМ-Вінниця, 2006. – 218 с.
2. Кристофидес, Н. Теория графов. Алгоритмический подход [Текст] / Н. Кристофидес. – М.: Мир, 1978. – 360 с.
3. Майника, Э. Алгоритмы оптимизации на сетях и графах [Текст]: пер. с англ. / Э. Майника. – Москва: Мир, 1981. – 323 с.
4. Берж, К. Теория графов и ее применения [Текст]: пер. с фр. / К. Берж. – М.: Издательство иностранной литературы, 1962. – 320 с.
5. Верников, Б. М. Лекция 4: Эйлеров и гамильтонов цикл [Текст] / Б. М. Верников, А. М. Шур // Уральский федеральный институт, каф. алгебры и дискретной математики.
6. Belman, R. The Konigsberg bridges problem generalized [Text] / R. Belman, K. L. Cooke // J. of Math. Anal. And Appl. – 1969. – Vol. 25. – P. 1.
7. Edmonds, J. The Chinese postman's problem [Text] / J. Edmonds // Bulletin of the operations Research Soc. Of America. – 1965. – Vol. 13, Supplement 1. – B-73.
8. Edmonds, J. Matching, Euler tours and the Chinese postmen's problem [Text] / J. Edmonds, E. Jonson // Mathematical Programming. – 1973. – Vol. 5. – P. 88–124.
9. Басакер, Р. Конечные графы и сети [Текст] / Р. Басакер, Т. Саати. – М.: Наука, 1974. – 367 с.

10. Yau, S. S. Generation of all Hamiltonian circuits, paths and centres of a graph and related problems [Text] / S. S. Yau // IEEE Trans. CT-14. — 1967. — 74 p.
11. Danielson, G. H. On finding the simple paths and circuits in a graph [Text] / G. H. Danielsen // IEEE Trans. CT-15. — 1968. — 294 p.
12. Dhawan, V. Hamiltonian circuits and related problems in graph theory [Text] / V. Dhawan // M. Sc. Report, Imperial College. — London, 1969. — P. 1–20.
13. Selby, G. R. The use topological methods in computer-aided circuit layout [Text] / G. R. Selby // D. Thesis. — London University, 1970. — P. 77–78.
14. Roberts, S. M. Systematic generation of Hamiltonian circuits [Text] / S.M. Roberts, B. Flores. — 1966. — 690 p.
15. Вербицкий, Г. М. Основы оптимального использования машин в строительстве и горном деле [Текст] : учеб. пособие / Г. М. Вербицкий. — Хабаровск : Изд-во Тихоокеан. гос. ун-та, 2006. — 105 с.
16. Методические указания по определению стоимости вывоза твердых бытовых отходов [Текст]. — Москва, 2005. — 110 с.
17. Городское хозяйство [Текст] / Управление отходами производства и потребления. — 2007. — № 4. — С. 70–76.

ОБ ОДНОМ ПОДХОДЕ К РАЗРАБОТКЕ СИСТЕМЫ ОБРАЩЕНИЯ С ТВЕРДЫМИ БЫТОВЫМИ ОТХОДАМИ

Рассматриваются существующие проблемы с твердыми бытовыми отходами в Харьковской области. Формулируются задачи, которые необходимо решить для улучшения ситуации:

размещение мусоросортировочной и мусороперегрузочной станции, поиск оптимального маршрута транспортировки отходов и выбор марки мусоровоза. Приводятся основные подходы к их решению, их преимущества и недостатки. Сделано выводы о целесообразности использования приведенных подходов.

Ключевые слова: твердые бытовые отходы, алгоритм, граф, задача размещения, оптимальный маршрут.

Пужва Віктор Олексійович, кандидат технічних наук, професор, кафедра автоматизованих систем управління, Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут», Україна.

Журавель Надія Миколаївна, кафедра автоматизованих систем управління, Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут», Україна, e-mail: ptashkazhavel@gmail.com.

Пужва Віктор Алексеевич, кандидат технических наук, профессор, кафедра автоматизированных систем управления, Национальный технический университет «Харьковский политехнический институт», Украина.

Журавель Надежда Николаевна, кафедра автоматизированных систем управления, Национальный технический университет «Харьковский политехнический институт», Украина.

Guzhva Victor, National Technical University «Kharkiv Polytechnic Institute», Ukraine.

Zhuravel Nadiia, National Technical University «Kharkiv Polytechnic Institute», Ukraine, e-mail: ptashkazhavel@gmail.com

УДК 621.327

Скуріхін В. І.

ВИЗНАЧЕННЯ ЗНОСОСТІЙКОСТІ КОНТАКТНОГО ПРОВОДУ МЕТОДОМ ПОВНОГО ФАКТОРНОГО ЕКСПЕРИМЕНТУ

У даній статті, за допомогою повного факторного експерименту, проведено аналіз можливості застосування сталевалюмінієвого контактного проводу нового зразка при експлуатації в контактній мережі міста з урахуванням чинників, що впливають на знос. Розглядається вплив таких чинників, як сила притискання струмоприймача до контактного проводу; ухил дороги; струм навантаження на контактний провід.

Ключові слова: повний факторний експеримент, сталевалюмінієвий контактний провід, струм навантаження, матриця планування.

1. Вступ

В даний час з причини складного економічного стану на Україні і значного зносу мідного контактного проводу, що використовується на міському електротранспорті, є необхідність повернутися до проблеми його заміни на інший дешевший матеріал.

2. Аналіз літературних даних і постановка проблеми

Згідно з регіональною програмою з ресурсозбереження та розробки комплексних програм соціально-економічного розвитку Харківської області та міста Харкова проблема заміни мідного контактного проводу на сталевалюмінієвий досить актуальна оскільки вартість і вага сталевалюмінієвого контактного проводу майже в 2 рази менші.

Як показав приведений аналіз матеріалів і конструкцій проводів [1], більш дешевшим варіантом заміни міг би стати алюмінієвий провід із сталевим сердечником. Тим паче, що на Україні є підприємство, яке має відповідне обладнання для освоєння виробництва такого проводу [2, 3].

3. Мета та задачі дослідження

Доцільність застосування сталевалюмінієвого контактного проводу в контактній мережі в міських умовах за допомогою повного факторного експерименту.

4. Експериментальні дані та їх обробка

При виборі області експерименту, перш за все треба оцінити межі областей визначення факторів. При цьому