УДК 656.13

# ПІДВИЩЕННЯ ЕФЕКТИВНОСТІ РОБОТИ СУБ'ЄКТІВ ПІДПРИЄМНИЦЬКОЇ ДІЯЛЬНОСТІ ПРИ ПЕРЕВЕЗЕННІ ДРІБНОПАРТІЙНИХ ВАНТАЖІВ АВТОМОБІЛЬНИМ ТРАНСПОРТОМ

Василенко Т.Є., Губін О.Є.
*Державний вищий навчальний заклад Автомобільно-дорожній інститут «Донецький національний технічний університет»*

Оптимізовано процес перевезення дрібнопартійних вантажів шляхом удосконалення «задачі комівояжера». Удосконалення отримано за рахунок зняття обмеження на те, щоб кожний пункт маршрутної мережі був пройдений лише один раз. В результаті, отримали значно коротші маршрути, а відповідно і час роботи на них, що підвищує ефективність роботи суб'єктів.

**Ключові слова:** вантаж дрібнопартійний, перевезення, транспорт автомобільний, перевізник, маршрут ідприємницької діяльності.

**Постановка проблеми**. В умовах розвитку економіки регіонів України, підвищення їх виробничого потенціалу, здійснення ринкових перетворень, спостерігається підвищення уваги до сфери послуг, складовою частиною якої є вантажний автомобільний транспорт. Він є важливою сферою підприємницької діяльності, оскільки більшість підприємств та населення потребує перевезення сировини, матеріалів, готової продукції, тощо. Так, за січень – вересень 2012 року вантажним автомобільним транспортом перевезено 64% вантажів від їх загального обсягу.

Автомобільні перевезення здійснюють як підприємства, так і суб'єкти підприємницької діяльності (СПД).

У теперішній час спостерігається збільшення попиту на дрібнопартійні перевезення внаслідок їх широкого застосування для доставки соціально значимих вантажів, продовольчих товарів, вантажів сфери побутового обслуговування, пошти і т.д. На автомобільному транспорті дрібнопартійними вантажами вважаються партії вагою від 10 до 2000 кг. Під дрібною відправкою мається на увазі вантаж, запропонований до одноразового перевезення в одну адресу, який не забезпечує повне завантаження автомобіля, що використовується для його доставки.

Наявність великої кількості підприємств, що виконують дрібнопартійні перевезення, значно загострило конкуренцію на ринку вантажних перевезень. Тому пошук нових методів підвищення ефективності роботи СПД які б забезпечили їх конкурентоздатність, є *актуальною задачею*.

**Аналіз останніх досліджень і публікацій**. Одним зі шляхів забезпечення ефективного функціонування суб'єктів господарювання та їх конкурентоспроможності в умовах ринкової економіки є мінімізація собівартості продукції та вартості її транспортування до кінцевого споживача. Це обумовлює необхідність розробки оптимальних маршрутів руху.

Аналіз учбової та наукової літератури дозволив встановити, що математична задача організації маршрутів перевезення дрібнопартійних вантажів, як правило, вирішується у двох постановках: як «задача комівояжера» і «задача розвезення» [1 - 7].

«Задача комівояжера» полягає в тому, що мається $\boldsymbol{n}$ міст. Комівояжер виїжджає з одного з них і об'їжджає всі міста з умовою побувати в кожному з них тільки один раз. Відстань між містами не однакова, тому кожна послідовність міст дає різну сумарну відстань пробігу. З усіх етапів необхідно знайти такий, у якого ця сума була б мінімальна.

На відміну від «задачі комівояжера», коли для об'їзду всіх пунктів повинен бути побудований тільки один маршрут руху, в «задачі розвезення» будуються кілька розвізних маршрутів, замкнутих у одного відправника.

Оптимальним вважається маршрут, на якому досягається критичне значення цільової функції в залежності від поставленої мети. Цільова функція, в свою чергу, повинна описувати зміну основного критерію оптимізації, в якості якого можуть виступати: пробіг автомобіля, час руху, транспортна робота, транспортні витрати і т.д.

Слід зазначити, що постановка звичайної задачі комівояжера потребує, щоб кожен пункт мережі був пройдений лише один раз. Знявши це обмеження можна отримати значно коротші маршрути. Однак теорія цих маршрутів не до кінця розроблена.

**Мета статті** – підвищення ефективності роботи СПД при перевезенні дрібнопартійних вантажів шляхом розробки оптимальних маршрутів руху.

**Основні результати дослідження**.

Оптимізацію маршрутів руху при перевезенні дрібнопартійних вантажів зробимо шляхом удосконалення «задачі комівояжера».

У якості прикладу, на рис.1 наведена схема маршрутної мережі, яка налічує n =8 вершин (центри транспортних районів) та R = 6 маршрутів (позначені напівжирним шрифтом). Кожний маршрут будемо представляти у вигляді упорядкованого списку вершин, через які він проходить, таким чином, маємо: маршрут 1 – (1, 2, 3); маршрут 2 – (2, 3, 4, 5); маршрут 3 – (1, 5); маршрут 4 – (1, 6, 7); маршрут 5 – (7, 8); маршрут 6 – (5, 8).

Розв'язок «задачі комівояжера», як правило, виконується методом відгалужень і меж. Він полягає у виконанні таких кроків (у викладенні алгоритму будемо використовувати поняття довжина та відстань у їх часовому виразі).

Крок 1. Розрахунок матриці найкоротших відстаней на маршрутній мережі без врахування необхідності додавання пункт-вузлів.

Для розрахунку матриці найкоротших відстаней $D = (d_{ij})_{i,j=1,n}$ найбільш доцільним є використання динамічного алгоритму Флойда-Воршала [8] складності $O(n^3)$, який відшукує найкоротші відстані між всіма парами вершин мережі.

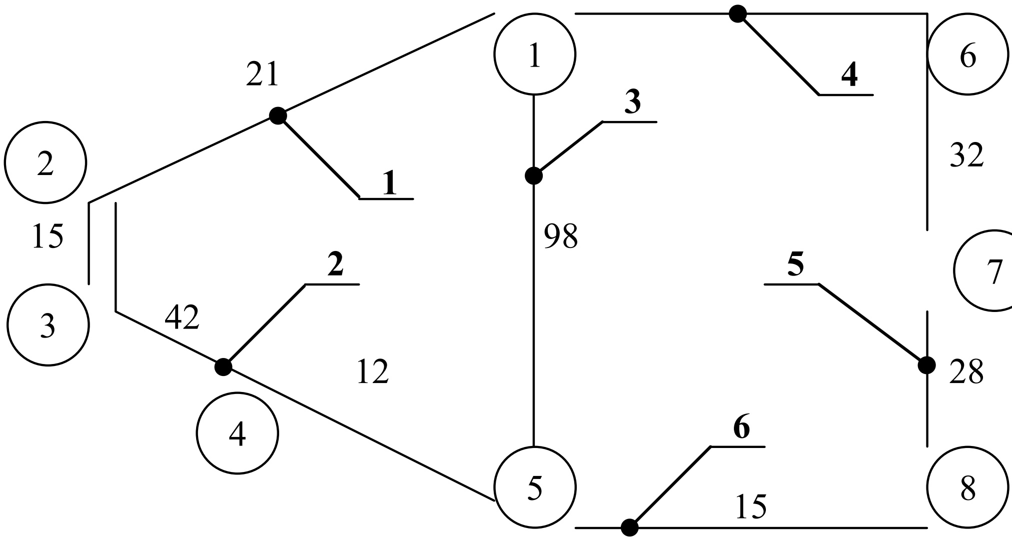


Рис. 1. Схема маршрутної мережі

Крок 2. Пошук нижньої оцінки довжини найкоротшого шляху *h(T)*. У якості нижньої оцінки довжини найкоротшого шляху приймається довжина найкоротшого шляху між початковою та кінцевою вершинами. У нашому прикладі найкоротшим між вершинами 1 та 5 буде шлях *L*=(1–2–3–4–5) довжиною $d15$ = 90 хв. Таким чином, *h(T)* = 90 хв.

Крок 3. Пошук верхньої оцінки довжини найкоротшого шляху *H(T)*.

Встановлення верхньої оцінки довжини найкоротшого шляху можна зробити декількома способами.

Спосіб 1. У найгіршому випадку можна припустити, що пункти-вузли знаходяться біля кожної з проміжних вершин шляху *L*. Тоді верхня оцінка довжини найкоротшого шляху складе:

$$H(T) = h(t) + \sum_{i \in L} \tau_i = h(t) + \tau_2 + \tau_3 + \tau_4 = 107 хв. \quad (1)$$

Цей найпростіший і найшвидший спосіб, однак, не є ефективним, оскільки у більшості випадків дає завищену верхню оцінку, в той час як ми зацікавлені у максимальному її зниженні.

Спосіб 2. Передбачає використання «жадібного» алгоритму, який полягає у наступному. Будемо рухатись від вершини 1 до вершини 5 таким чином, щоб по можливості здійснювати на шляху прямування якнайменшу кількість повернень у зворотному напрямі. Рушаючи з вершини 1, виберемо маршрут найбільшої довжини на шляху *L* – це маршрут 1, яким без повернень можна дістатися вершини 3. У цій вершині змінюємо напрям руху на маршрут 2, яким досягаємо кінцевої вершини 5. Таким чином, на цьому шляху зміну маршруту необхідно зробити тільки у вершині 3, звідки верхня оцінка довжини найкоротшого шляху дорівнюватиме:

$$H(T) = h(t) + \tau_3 = 99 \quad хв. \tag{2}$$

Це на 8 хв. менше, ніж оцінка, отримана за способом 1.

Спосіб 3. За цим способом відшукується найкоротший шлях на послідовності вершин, що складають шлях *L*. Для цього розглянемо цю послідовність і перетворимо її на спрямований ациклічний граф (рис. 2).

Граф будується наступним чином. Початкова (П) і кінцева (К) вершини необхідні на той випадок, коли розпочати і завершити поїздку можна декількома маршрутами. Ці вершини з'єднуються спрямованими дугами нульової довжини з вершинами, які відповідають початку та закінченню шляху (у нашому випадку, вершинами 1 та 5). Кожну вершину ациклічного графа будемо позначати двома цифрами (*k, r*), де *k* – номер вершини графа маршрутної мережі, а *r* – номер маршруту, який проходить через неї. Кожній з вершин графа маршрутної мережі буде відповідати підмножина вершин ациклічного графа. Кількість елементів такої підмножини дорівнює кількості маршрутів, які проходять через відповідну вершину графа маршрутної мережі.

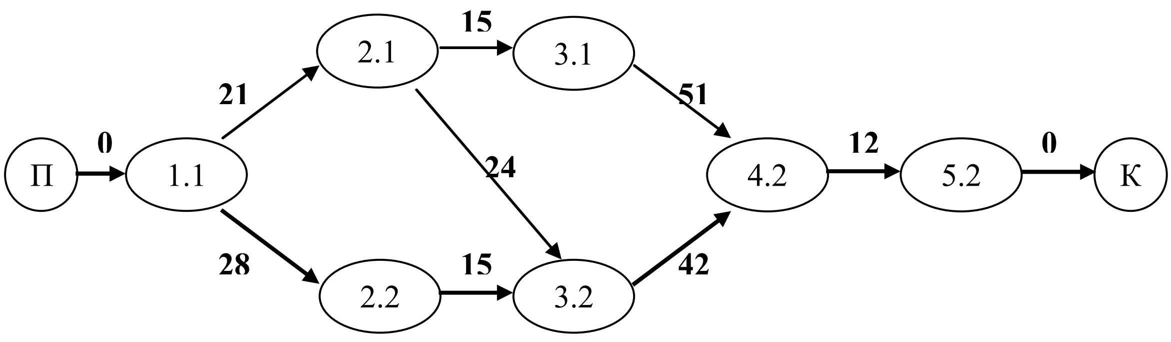


Рис. 2. Спрямований ациклічний граф

Довжина дуг ациклічного графа визначається за правилом:

$$t\left[(i, r_1); (j, r_2)\right] = \begin{cases} \{t_{ij}, \text{ якщо } r_1 = r_2 \wedge (i, j) \in L; \\ \{t_{ij} + \tau_j, \text{ якщо } r_1 \neq r_2 \wedge (i, j) \in L; \\ +\infty, \quad \text{якщо} \quad (i, j) \notin L. \end{cases} \tag{3}$$

де $t_{ij}$ – відстань між суміжними вершинами *i* та *j* графа маршрутної мережі, хв.

Наприклад, дуга між вершинами (1,1) та (2,2) відповідає прямуванню з вершини $i=1$ до вершини $j=2$, при цьому у вершині 2 виконується повернення на зворотний маршрут $r_1=1$ на маршрут $r_2=2$. Її довжина дорівнює відстані між вершинами 1 та 2 $t_{12}$=21 хв. з додаванням тривалості повернення на маршрут у вершині 2 $\tau_2$=7 хв., тобто: $t$ = [(1,1); (2,2)] = 21 + 7 = 28 хв.

На побудованому ациклічному спрямованому графі відшукується найкоротший шлях з вершини (П) до вершини (К). Це можна зробити за лінійний час за допомогою загальновідомого алгоритму. Застосування цього алгоритму для графа, наведеного на рис. 2, дає найкоротший шлях (П) – (1,1) – (2,2) – (3,2) – (4,2) – (5,2) – (К) з однією зміною напрямку руху, а саме з маршруту 1 на маршрут 2 у вершині 2 (позначений жирними дугами) і довжиною 97 хв. Таким чином, верхня оцінка довжини найкоротшого шляху зменшилась ще на дві хвилини і дорівнює *H(T)* = 97 хв.

Після виконання кроків 2 та 3 і знаходження оцінок можна стверджувати, що найкоротший шлях буде не коротшим ніж *h(t)*=90 хв. і не довшим, ніж *H(T)* =97 хв. Зауважимо, що у випадку *h(t)*=*H(T)* шлях *L* є оптимальним і розв'язок на цьому припиняється.

Процес розв'язання задачі зручно представити у вигляді «дерева», наведеного на рис. 3, на гілках якого будемо розміщувати підмножини допустимих розв'язків, а поруч з вершинами дерева – вказувати нижню оцінку відповідної підмножини. Таким чином, на початку розв'язання вершина «дерева» – підмножина «всі розв'язки» має оцінку $h(t)$ =90 хв.

Крок 4. Розгалуження кореня дерева пошуку розв'язків.

Для розгалуження кореня дерева пошуку розв'язків переглядаємо всі маршрути, з використанням яких може розпочатися шлях пересування з початкової вершини. У нашому прикладі при русі з вершини 1 можна скористатися маршрутами 1, 3 та 4. Кожному з них відповідатиме гілка, яка виходить з кореня дерева пошуку розв'язків. Нижня оцінка кожної з цих вершин приймається рівною нижній оцінці довжини найкоротшого шляху $h(t)$, тобто $b(1,1) = b(1,3) = b(1,4) = h(T)$ = 90 хв. (рис. 3). Як і раніше, перша цифра позначення вершини дерева є її номером на маршрутній мережі, а друга цифра – позначає використовуваний маршрут.

Крок 5. Вибір вершини-кандидата для розгалуження.

В якості вершини-кандидата для розгалуження обирається нерозгалужена вершина ($k^*$, $r^*$) з мінімальним значенням оцінки. При цьому з розгляду наперед виключаються всі вершини, оцінка яких перевищує верхню оцінку довжини найкоротшого шляху $H(T)$. У нашому прикладі після виконання кроку 4 вершини (1,1), (1,3) та (1,4) мають однакову мінімальну оцінку, яка дорівнює $b^* = b_{min}$ = 90 хв. У такому випадку можна обрати будь-яку з них. Нехай це буде вершина (1,1).

Крок 6. Перевірка вершини-кандидата та її оцінки.

Якщо $k^*=q$, то оптимальний розв'язок знайдено і довжина найкоротшого шляху дорівнює b*. Інакше слід перейти до виконання кроку 7. Наразі, у нашому прикладі ($k^*$ =1) ≠ ($q$ = )5.

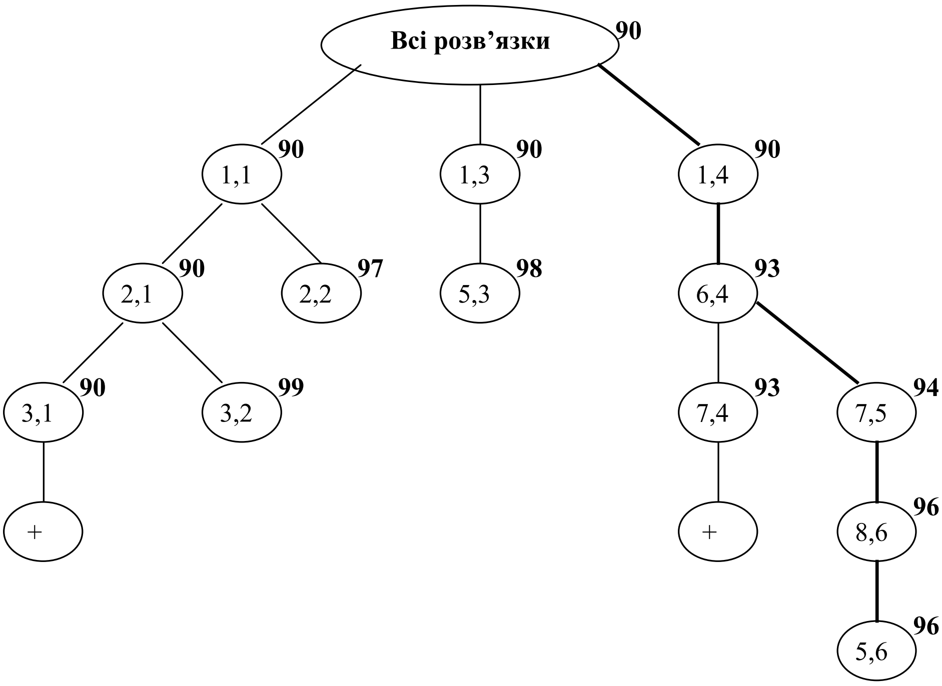


Рис. 3. Дерево пошуку розв'язків задачі

Крок 7. Розгалуження вершини-кандидата.

Для розгалуження вибраної на кроці 5 вершини-кандидата ($k^*$, $r^*$) розглядаємо наступну вершину маршрутної мережі $k'$, суміжну вершині $k^*$ на маршруті $r^*$ (при цьому варіант повернення до вже відвіданої попередньої вершини на цьому маршруті виключається). Для вершини-кандидата (1,1) це буде вершина $k'$=2. Далі переглядаємо всі маршрути, яким належить вершина 2. Це маршрути $r_2^{(1)}=1$ *та* $r_2^{(2)}$=2. Таким чином, з вершини-кандидата (1,1) маємо два відгалуження – у вершини (2,1) та (2,2), як показано на рис. 3.

У випадку, якщо вершина k* є кінцевою на маршруті r*, то такій вершині буде відповідати відгалуження у вигляді гілки у вершину дерева пошуку розв'язків з оцінкою + ∞ , що буде позначати неможливість подальшого розгалуження з цієї вершини-кандидата.

Крок 8. Розрахунок оцінок відгалужених вершин.

Оцінка кожної з вершин, відгалужених на кроці 7, визначається за формулою:

$$b' = b^* + tk^*k' + dk'q - dk^*q + f(k', r^*, r'), \tag{4}$$

де $b^*$ – оцінка попередньої вершини дерева пошуку розв'язків, хв.;

$tk^*k'$ – відстань між вершинами $k^*$ та $k'$ за маршрутом $r^*$, хв.;

$dk'q$ – найкоротша відстань між відгалуженою вершиною $k'$ та кінцевою вершиною $q$ на маршрутній мережі без врахування руху транспортного засобу у зворотному напрямі (див. крок 1), хв.;

$dk^*q$ – найкоротша відстань між попередньою вершиною дерева пошуку розв'язків та кінцевою вершиною $q$ на маршрутній мережі без врахування зміни напрямку руху, хв.;

$f(k', r^*, r')$ – функція, що враховує тривалість зміни напрямку руху та зворотний шлях:

$$f(k', r^*, r') = \begin{cases} 0, & якщо \quad r^* = r' \\ \tau k', & якщо \quad r^* \neq r', \end{cases} \tag{5}$$

Покажемо, наприклад, обчислення оцінки для відгалуженої вершини (2,2). Оскільки попередньою вершиною дерева розв'язків є вершина (1,1), це відгалуження відповідає пересуванню з вершини $k^*$=1 до вершини $k'$=2 з використанням маршруту $r^*$=1 зі зміною напрямку руху у вершині 2 на маршрут $r'$=2. Оцінка вершини (2,2) у відповідності до формули (5) є наступною: $b(2,2) = b(1,1) + t_{12} + d_{25} – d_{15} + f(2,1,2) = 90 + 21 + 69 – 90 + 7 = 97$ хв. Тут $f(2,1,2) = \tau_2 = 7$ хв.

Після визначення оцінок всіх відгалужених на кроці 7 вершин виконується повернення до кроку 5. Результатом виконання алгоритму для розглянутого прикладу є отримання оптимального розв'язку у вершині (5,6) з оцінкою 96 хв. Відповідна гілка дерева пошуку розв'язків позначена на рис. 3 жирними лініями. Рухаючись від вершини (5,6) у напрямі кореня дерева легко знайти оптимальний шлях. Починаючи з кореня дерева, він відповідає послідовності вершин (1,4) – (6,4) – (7,5) – (8,6) – (5,6). Таким чином, найкоротший шлях між вершинами 1 та 5 заданої у прикладі маршрутної мережі проходить через вершини 1 – 6 – 7 – 8 – 5 та дорівнює 96 хв. При цьому необхідно виконати зміну напрямку руху у вершинах 7 (з маршруту 4 на маршрут 5) та 8 (з маршруту 5 на маршрут 6). Останніми в розглянутому прикладі залишиться напрям руху по маршрутах 2 та 1 через вершини (4,2), (3,2) та (2,2). Таким чином, зі зміною напрямку руху у вершини (2,2) транспортний засіб буде спрямовано до першої вершини, тобто точки початку маршруту. Аналогічно попереднім розрахунком дана частина шляху займе 82 хв.

За таких умов, найкоротший шлях транспортування продукції по точкам її продажу займе у транспортного засобу: 96 хв. + 82 хв. = 178 хв. (2 години 58 хв.) ≈ 3 години.

**Висновок.** Оптимізовано процес перевезення дрібнопартійних вантажів шляхом удосконалення «задачі комівояжера». Удосконалення отримано за рахунок того, що знято обмеження, щоб кожний пункт маршрутної мережі був пройдений лише один раз. В результаті, отримали значно коротші маршрути, а відповідно і час роботи на них. Результати сприяють мінімізації собівартості продукції та вартості її транспортування до кінцевого споживача, як наслідок, підвищують ефективність роботи СПД при перевезенні дрібнопартійних вантажів.


1. Пудич В.С. Терешкин В.С., Ачкасова Е.В. Транспортні операції [Текст]/ Пудич В.С. [ті ін.]. Новомосковськ, 2010 р. - 123 с.
2. Резер С. М. Оптимізація процесів вантажних перевезень [Текст]/ Резер С. М. //- М.: Наука, 2007. - 296 с.
3. Зміїв Є.І. Транспортна логістика на підприємстві: думки експертів з ключових питань [Текст]/ Є.І. Зміїв / / - 2008р. - № 1. - С. 19-22.
4. Логістика на автомобільному транспорті, особливості планування та організації перевезень [Текст]// Логістика: проблеми та рішення. – 2010р. - № 1. - С. 77-79.
5. Муромець Н.Є. Шляхи скорочення логістичних витрат на здійснення вантажних перевезень [досвід провідних вітчизняних автоперевізників] / Н.Є. Муромець // Логістика: проблеми та рішення. - 2006р. - № 4. - С. 73.

6. Потетюєва М. Аналіз впливу перевезень на експлуатаційні витрати [Текст] /М. Потетюєва / / Економіст. – 2011р. - № 10. – С. 30-32.
7. Тушканова І. По заданому маршруту: логістичні перевезення в Україні [Текст] / І. Тушканова // Дистрибуція і логістика. – 2007р. - № 5. - С. 53-59.
8. Гаджинський А.М. Логістика. [Підручник] 11-е видання, перераб. та доп./ Гаджинський А. М.: 2005р. – 432с.


**Василенко Т.Е., Губин А.Е. Повышение эффективности работы субъектов предпринимательской деятельности при перевозке мелкопартионных грузов автомобильным транспортом.** Оптимизирован процесс перевозки мелкопартионных грузов путем усовершенствования «задачи комивояжера». Усовершенствование получено за счет снятия ограничение на то, чтобы каждый пункт маршрутной сети был пройден только один раз. В результате, получили значительно короткие маршруты, а соответственно и время работы на них, что повышает эффективность работы субъектов предпринимательской деятельности.

**Ключевые слова:** груз мелкопартийных, перевозки, транспорт автомобильный, перевозчик, маршрут.

**Vasilenko T., Gubin O. The increase the work's efficiency of business activity's subject in transportation of small-lot shipments.** In this article the market of small-lot shipments in Donetsk and Donetsk region is analyzed. It was found out that their traffic was increased and competition was aggravated greatly in the market of freight transport because there are many companies that transport small-lot shipments. This fact determines the necessity of optimization of routs when small-lot shipments transport. Analysis of educational and scientific literature allowed to establish that the mathematical problem of organization of routes of small-lot shipments is usually solved using "traveling salesman problem". "Traveling salesman problem" is that there are n cities. Salesman leaves one of them and travels all over the cities with the condition to be in each of them only once. Distance between cities is different that's why each sequence of cities gives a different total number of kilometres travelled. Of all the steps it is necessary to find such in which this amount would be minimal. Definition of ordinary traveling salesman problem requires that each network point was traversed only once. In this article these limitations are proposed to remove. Solution "traveling salesman problem" consists into the following steps: 1. Calculating of matrix of the shortest distances on route network using dynamic algorithm of Floyd-Vorshal without the need to add the nodal points. 2. Finding lower estimation of the length of the shortest path. 3. Search upper estimation of the length of the shortest path (it was considered three ways). 4. Branching of tree's root of finding solutions. 5. Choosing of a top as candidate for branching. 6. Checking of the top-candidate and its estimations. 7. Branching of the top-candidate. 8. Calculation of estimates of branching tops. As a result, much shorter routes and therefore the time to work on them were received. The results favour to minimizing prime cost of production and the cost of its shipment to the final consumer and increase the work's efficiency of business activity's subject in transportation of small-lot shipments.

**Keywords:** dribnopartiynyy cargo, shipping, transportation, car, carrier route

Стаття надійшла в редакцію 05.05.2014р.