



УДК 681.324:519.613

DOI: 10.24045/pp.2017.3.6

МОДЕЛЬ ОБЛАЧНОГО СЕРВИСА ДЛЯ ПОИСКА ОПТИМАЛЬНОГО ПУТИ

- С. В. Чумаченко** *Доктор технических наук, профессор
ORCID 0000-0001-8913-1194*
- Е. И. Литвинова** *доктор технических наук, профессор
ORCID 0000-0002-9797-5271*
- В. И. Хаханов** *доктор технических наук, профессор
ORCID 0000-0001-5312-5841*
- А. Н. Зиярманд** *старший преподаватель
ORCID 0000-0001-9665-4540
Харьковский национальный
университет радиоэлектроники
Харьков, Украина*

MODEL OF CLOUD SERVICE FOR SEARCHING OPTIMUM PATH

- S. V. Chumachenko** *Doctor of Technical Sciences, professor
ORCID 0000-0001-8913-1194*
- E. I. Litvinova** *doctor of Technical Sciences, professor
ORCID 0000-0002-9797-5271*
- V. I. Hahanov** *doctor of Technical Sciences, professor
ORCID 0000-0001-5312-5841*
- A. N. Ziarmand** *senior teacher
ORCID 0000-0001-9665-4540
Kharkov National University
of Radioelectronics
Kharkov, Ukraine*

Abstract. The algorithm for constructing an optimal route on the road infrastructure between two coordinates, which are identified with the point of departure and arrival, has been considered. Possible restrictions are associated with road collisions, accidents and road repairs, which should also be taken into account when choosing the best route. It is assumed that the implementation of the algorithm will be presented as an online cloud service for vehicle drivers as a part of the creation of a cyber-physical system for intelligent cloud transport management. Criterion for the quality of topology was proposed. It takes into account the sums of all distances between each pair of components or vertices of the corresponding graph reduced to the number of edges.



Keywords: cyber-physical system; cloud traffic control; Dijkstra algorithm; topology; metric; route; Smart Cloud Traffic Control.

1. Введение. Трудно предсказать и перечислить все позитивные социальные, технологические и технические последствия радикального преобразования существующего мира после внедрения online цифровых сервисов интеллектуального облака дорожного движения. К 2020 году следует ожидать массового появления беспилотного транспорта при исполнении маршрутов. Для ближайшего будущего ниже представлены отдельные и очевидные доказательные инновационные научно-технические решения социальных, гуманитарных, экономических и экологических проблем, связанные с появлением облачного мониторинга и управления дорожным движением. Инновация online облачного сервиса Smart Cloud Traffic Control характеризуется введением в цифровую карту планеты параметра времени, переносом светофоров и всех знаков в виртуальное киберпространство, что завершает создание виртуальной интеллектуальной инфраструктуры дорожного движения для повышения качества жизни водителей, уменьшения времени нахождения в пути и затрат на топливо, экономии тысяч тонн металла для изготовления светофоров и дорожных знаков, миллионов киловатт-часов электроэнергии на под-

держание работоспособности, миллионов долларов на установку светофоров и эксплуатационные расходы, а также уменьшение времени установки и актуализации светофоров и дорожных знаков в виртуальной инфраструктуре городов до нескольких минут, что в совокупности дает возможность автоматизировать процессы квазиоптимального управления транспортом и дорожным движением в режиме реального времени и решать социальные, гуманитарные, экономические и экологические проблемы.

2. Анализ литературных данных и постановка проблемы. Киберфизическая система online облачного управления транспортом ориентирована на предоставление сервисов для водителей и транспортных компаний. Аналогов таких систем в мире пока не существует. Но имеются отдельные компоненты для создания инфраструктуры: электронные карты, спутниковые системы локации и навигации, специализированные базы данных в облаках, средства мониторинга, сбора и защиты информации, автомобильные компьютеры и водительские гаджеты с приемопередатчиками, централизованно управляемые светофоры, сотовая связь, как часть необходимой инфраструктуры для реализа-



ции проекта. Финансовая доступность аренды для водителей облачных мобильных сервисов навигации, управления и мониторинга движения транспортных средств в пределах 100 долларов в год. Наличие программных, аппаратных и сетевых систем централизованного управления дорожным движением в масштабах страны. Доступность облачных вычислительных технологий, постоянное их совершенствование и удешевление для создания инфраструктуры дорог в киберпространстве. Возрастание компьютерной, мобильной и интернет грамотности населения.

Основания для исследования нашли свое отражение в публикациях и разработках: 1) Теоретические разработки интеллектуальных моделей, методов и программно-аппаратных средств анализа киберпространства, связанные с дискретной оптимизацией, поиска, распознавания и принятия решений [1–4]. 2) Опыт разработки и применения встроенных и RFID цифровых систем для мониторинга дорожного движения [5–9]. 3) Опыт разработки и внедрения программных продуктов и облачных сервисов для оптимизации маршрутов транспортных средств украинских предприятий в целях минимизации материальных и временных затрат и повышения качества обслуживания пассажиров [10–15]. 4) Разработки распределенной системы управления дорожным

движением в условиях крупных городов и мегаполисов на основе высоконадежной вычислительной техники [11–13], прототипирование умных киберфизических систем управления трафиком [16, 17]. 5) Методы оценивания вычислительных структур и поиска кратчайших путей между парой вершин [19–22, 24], известные модификации алгоритма Дейкстра [18–23]. 6) Существующие системы мониторинга дорожного движения в США, Канаде и Японии – OnStar и NEXCO Central. На данный момент насчитывается около 4 000 000 пользователей данного сервиса. Стоимость одного устройства мониторинга порядка 200\$. Информация с сенсоров, в основном это датчики ударов и срабатывания подушек безопасности, автоматически передается в call-центры. Это позволяет немедленно оповещать о местоположении аварии спасательные и правоохранительные органы. Кроме этого, все машины, оборудованные данной системой, имеют GPS передатчик, который позволяет отследить угнанный автомобиль. Дата-центр обрабатывает данные, получаемые от датчиков с минутным интервалом с помощью глобальной IP сети. На дорогах установлено 744 точки снятия и передачи информации по телефонным каналам о дорожной ситуации. 7) Трансконтинентальные автомагистрали, подводные тоннели и гигантские мосты, космические и



авиационные проекты служат сильнейшим катализатором для развития экономик многих государств. Развитие сети Интернет, мобильных и облачных технологий сделали возможным безграничное масштабирование вычислительных мощностей и объемов хранимых данных. Следующий слой киберпространства – Internet of Things, что предполагает общение вещей между собой без вмешательства человека, автоматизированный сбор, обработку и анализ big data, генерируемых умными сенсорами. 8) Развитие и внедрение концепции Internet of Things требует решения сложных инженерных и научных проблем в области компьютерной инженерии (<http://eai.eu/>, <http://iot.ieee.org/>), которыми занимаются мировые научно-исследовательские сообщества (IEEE, EAI) и компании (Intel, NASA, IBM, Apple, Google, Samsung, Dell, AT&T, CISCO, THALES, WorldSensing, Aguila technologies, Connit, SigFox, Guglielmo, DQuid, BitCarrier). Идея Internet of things основана на использовании беспроводных гетерогенных сетей, работающих в различных частотных диапазонах по стандартам – ZigBEE, WiFi, LTE (3G, 4G, 5G), Bluetooth, которые обеспечивают дальность действия, скорость передачи данных и низкое энергопотребление. Основная функциональность инфраструктуры

Internet of things – сбор и анализ данных использует структуры: big data, open data, cloud computing. Непотъемлемой частью Internet of Things является межмашинное взаимодействие M2M – набор технологий и подходов, обеспечивающих обмен информацией между механизмами для создания умных городов (<http://www.android.com/auto/>, <https://www.apple.com/ios/carplay/>, <http://java.dzone.com/articles/carwars-connectedcars>). Здесь фигурируют компании, предоставляющие платформы и готовые аппаратные решения: Connit, Aguila Technologies, WorldSensing. Проект WorldSensing FastPrk – это сервис умной парковки, позволяющий водителю с помощью мобильного устройства быстро находить свободное место, а городским властям эффективнее использовать парковочные пространства. Сенсор парковки работает в частотном диапазоне Sub-GHz с радиусом 500 м. 9) Уже сегодня автомобиль немислим без сервисов Интернет, ориентированных на совмещение приятной поездки, комфортного отдыха и реализации бизнес-операций внутри машины, которая исполняет роль любимого и единого места с полным набором функциональных сервисов делового человека (голосовые: связь, сообщения и почта, банкинг и навигация, а также музыка, игры, видео). Все это стало возможным





благодаря подключению автомобиля к сети Интернет путем синхронизации мобильного телефона с монитором (компьютером) транспортного средства, что дает возможность аутентифицировать водителя в реальном мире и виртуальном киберпространстве. Здесь лидируют компании Apple и Google. Они анонсировали платформы связи, навигации и развлечений, встроенные в автомобиль (Apple iOS CarPlay, Google Android Auto), которые используют микропроцессорную операционную систему BlackBerry QNX. Практически все, что было задекларировано в проекте iCTC [1–3], три года тому назад, постепенно реализуется в сервисах Apple CarPlay. 10) Рыночная и научно-техническая привлекательность проекта Smart Cloud Traffic Control подтверждается также обновленной структурой всемирного общества инженеров IEEE, которое включает 38 сообществ, 9 комитетов и 7 советов, в том числе, интересные для рассматриваемого проекта: IEEE Geoscience and Remote Sensing Society, IEEE Intelligent Transportation Systems Society, IEEE Professional Communication Society, IEEE Systems, Man, and Cybernetics Society, IEEE Vehicular Technology Society, IEEE Cloud Computing Community, IEEE Electric Vehicles Community, IEEE Biometrics Council, IEEE Sensors Council.

3. Цель и задачи исследования. В рамках выполнения облачного сервиса далее предлагается модификация алгоритма Дейкстры для online вычисления оптимального маршрута движения автомобиля. *Цель исследования* – синтез оптимального маршрута движения транспортного средства путем использования модифицированного алгоритма Дейкстры на топологической инфраструктуре дорожного движения, приводимой к графу, с учетом существования дорожных коллизий. *Задачи:* 1) Определение всех кратчайших путей и соответствующих расстояний из фиксированной вершины v до всех остальных вершин инфраструктуры. 2) Для графа с единичными весовыми коэффициентами, заданного матрицей смежности, найти все кратчайшие расстояния между всеми парами вершин. 3) Для различных типов графов, заданных матрицами смежности, найти кратчайшие расстояния между всеми парами вершин и оценить инфраструктуры по разработанным критериям качества. 4) Выполнить сравнение различных архитектур и графовых структур в целях определения эффективных решений для сокращения времени движения по заказанному маршруту.

4. Упрощенный критерий качества топологии. Средняя длина пути между компонентами топологии есть основной параметр, влия-



ющий на быстрое действие выполнения маршрутов между узлами инфраструктуры. При рассмотрении вариантов реализации топологии, необходимо определять интегральную характеристику в виде суммы всех расстояний между каждой парой компонентов или вершин соответствующего графа, приведенной к числу ребер или дуг. Здесь интерес представляют примитивные фигуры: четырехугольник, треугольник и тетраэдр. Последний обладает уникальным свойством – каждая

вершина тетраэдра имеет три соседних, в то время как треугольник обладает уникальными двумя смежными вершинами на плоскости. Для оценки стоимости информационной транзакции между двумя компонентами системы в графе, содержащем n вершин, вводится критерий качества структуры, который определяется отношением суммы длин минимальных путей $\min P_i$ между всеми парами вершин $\frac{1}{2}(n^2 - n)$ к количеству ребер топологии k :

$$L = \frac{\sum_{i=1}^{\frac{1}{2}(n^2-n)} \min P_i}{\frac{1}{2}(n^2-n)} \times \frac{\frac{1}{2}(n^2-n)}{k} = \frac{\sum_{i=1}^{\frac{1}{2}(n^2-n)} \min P_i}{k} = \frac{1}{k} \sum_{i=1}^{\frac{1}{2}(n^2-n)} \min P_i.$$

Здесь аргумент k – количество ребер в графе является затратной частью или стоимостной характеристикой топологической структуры, поэтому она фигурирует в знаменателе. Но творческое увеличение данного параметра может существенно уменьшить числитель дроби, в котором записана интегральная длина минимальных путей между всеми парами вершин графа, стремящаяся к минимуму. Таким

образом, чем меньше интегральная стоимость транзакции L , тем выше эффективность топологической структуры.

Пример 1. Определить критерии качества трех структурных реализаций, имеющих 4 вершины-компонента (a, b, c, d): $G_1 = \{ab, bc, ad, cd\}$, $G_2 = \{ab, ac, ad, cd, bc, bd\}$, $G_3 = \{ab, bc, ac, ad, cd\}$:



	a	b	c	d		a	b	c	d		a	b	c	d			
$G_1 =$	a	.	1	1	.	$G_2 =$	a	.	1	1	1	$G_3 =$	a	.	1	1	.
	b	1	.	.	1		b	1	.	1	1		b	1	.	1	1
	c	1	.	.	1		c	1	1	.	1		c	1	1	.	1
	d	.	1	1	.		d	1	1	1	.		d	.	1	1	.

Используя приведенную формулу, достаточно просто подсчитать отношение суммы длин минимальных путей для каждой из 6 пар: {ab, ac, ad, cd, bc, bd}, соединенных $k=(4,6,5)$ ребрами топологии:

$$L_1 = \frac{1+2+1+1+2+1}{4} = \frac{8}{4} = 2,0;$$

$$L_2 = \frac{1+1+1+1+1+1}{6} = \frac{6}{6} = 1,0;$$

$$L_3 = \frac{1+1+1+1+2+1}{5} = \frac{7}{5} = 1,4.$$

Важной характеристикой L-критерия является его чувствительность, когда незначительная модификация графа – добавление одного ребра может привести к существенному изменению оценки в сторону уменьшения. Рыночная привлекательность анализа эффективности структур актуальна для транспортной инфраструктуры городов при проектировании и перестройке коммуникаций.

Пример 2. Показано применение критерия качества к оцениванию трех графовых структур, имеющих 6 вершин и различные топологии соединения, представленные на рис. 3.1:



	a	b	c	d	e	f		a	b	c	d	e	f		a	b	c	d	e	f			
$G_1 =$	a	.	1	1	.	.	$G_2 =$	a	.	1	.	1	.	$G_3 =$	a	.	1	.	1	1	.		
	b	1	.	1	1	.		b	1	.	1	.	1		.	b	1	.	1	1	1	1	
	c	.	1	.	.	.		1	c	.	1	.	.		.	1	c	.	1	.	.	1	1
	d	1	1	.	.	1		1	d	1	.	.	.		1	.	d	1	1	.	.	1	.
	e	.	.	.	1	.		1	e	.	1	.	1		.	1	e	1	1	1	1	.	1
	f	.	1	1	1	1		.	f	.	.	1	.		1	.	f	.	1	1	.	1	.

Здесь три графа имеют 9, 7 и 11 рия в соответствии с L-формулой дуг соответственно. Подсчет критерия дает следующие результаты:

$$L(G_1) = \frac{9 \times 1 + 6 \times 2}{9} = \frac{21}{9} = 2,33;$$

$$L(G_2) = \frac{7 \times 1 + 6 \times 2 + 2 \times 3}{7} = \frac{25}{7} = 3,57;$$

$$L(G_3) = \frac{11 \times 1 + 4 \times 2}{11} = \frac{19}{11} = 1,73.$$

Выводы: 1) Полученный критерий качества топологии достаточно просто реализовать в облачном сервисе, доступном для широкого круга пользователей, желающих определить эффективность старой или инновационной транспортной инфраструктуры. 2) Критерий показывает очевидные преимущества треугольной топологии взаимодействия системных компонентов для обслуживания маршрутов в киберфизическом пространстве. 3) Треугольная метрика пространства есть самая экономичная. Она создает самые короткие расстояния и пути между координатами, благо-

даря наличию транзитивного замыкания. Треугольная топология городов выигрывает у метрики Манхэттена по сокращению маршрутов движения от 33 до 66 процентов. 4) Внедрение данной топологии в структурную организацию цифровых систем на 2D, 3D кристаллах обеспечит сокращение длины соединительных линий и повышение быстродействия не менее, чем на 33 процента. 5) Данная топология обеспечивает повышение надежности вычислительных систем и сетей до 66 процентов, благодаря треугольной организации связей структурных компонентов, когда любой



отказавший компонент имеет не менее двух соседей. 6) Объемная организация системных компонентов по треугольной тетраэдрной топологии предоставляет еще большие преимущества по оптимизации маршрутов движения. 7) Треугольная инфраструктура обеспечивает повышение надежности цифровых систем, благодаря возможности восстановления до 66 процентов неисправных связей компонентов без потери информации. Иначе, 66 % неисправных связей в треугольной топологии системы оставляет ее в работоспособном состоянии. 8) Недостатком треугольной топологии можно считать необычность для человека, треугольной системы координат, привыкшему к декартовой метрике. Здесь речь идет об идентификации точки на плоскости тремя координатами. Декартова метрика предполагает использование двух координат для позиционирования объекта.

5. Модификация алгоритма Дейкстры для избранных топологий. Известное усовершенствование алгоритма Дейкстры отыскания цепей наименьшей длины из выбранной вершины графа (пункта отправления) до всех остальных его вершин (возможных пунктов прибытия) связано с сокращением количества операций (сложений и сравнений) и сохранением полученной информации на одном из этапов для последующих вычислений. Это достигается процедурой расстановки меток алгоритма Дейкстры, которая уменьшает сложность алгоритма до $O(n^2)$. Известно, что при определении кратчайших путей между всеми парами вершин используется алгоритм Флойда-Уоршелла, сложность которого составляет $O(n^3)$.

Задача 1. Для графа G_1 из 21 вершины, связанных треугольной топологией (рис. 1), определить все кратчайшие пути и соответствующие им расстояния из вершины v_1 (на рис. 1 – кратко **01**) до всех остальных вершин.

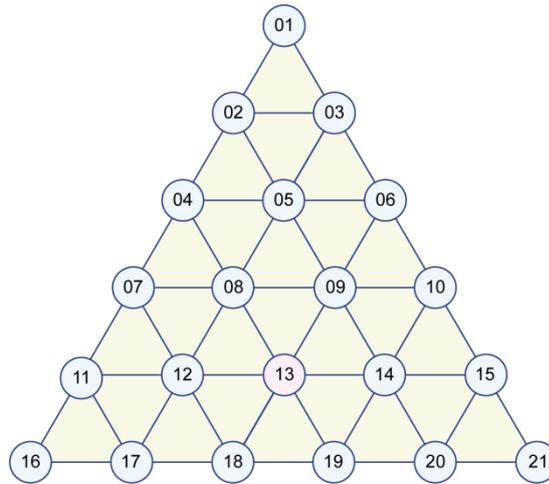


Рис. 1. Граф G_1 – конфигурация сети

Решение. Рассматриваемый на рис. 1. граф G_1 является неориентированным. Применение алгоритма Дейкстры позволяет найти решение поставленной задачи. В процессе реализации алгоритма Дейкстры заполняется таблица, количество строк и столбцов которой определя-

ется мощностью множества вершин графа, т. е. 21×21 . В заголовках строк таблицы указываются вершины, до которых предстоит найти кратчайшее расстояние (табл. 1).



Таблица 1

Вычисление кратчайших расстояний из вершины v_1 графа G_1

G_1	$u=v_1$ $r=0$	$u=v_2$ $r=1$	$u=v_3$ $r=1$	$u=v_4$ $r=2$	$u=v_5$ $r=2$	$u=v_6$ $r=2$	$u=v_7$ $r=3$	$u=v_8$ $r=3$	$u=v_9$ $r=3$	$u=v_{10}$ $r=3$	$u=v_{11}$ $r=4$	$u=v_{12}$ $r=4$	$u=v_{13}$ $r=4$	$u=v_{14}$ $r=4$	$u=v_{15}$ $r=5$
v_2	$v_{1,1}$	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-
v_3	$v_{1,1}$	$v_{1,1}$	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-
v_4	$v_{1,\infty}$	$v_{2,2}$	$v_{2,2}$	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-
v_5	$v_{1,\infty}$	$v_{2,2}$	$v_{2,2}$	$v_{2,2}$	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-
v_6	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{3,2}$	$v_{3,2}$	$v_{3,2}$	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-
v_7	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{4,3}$	$v_{4,3}$	$v_{4,3}$	-	-	-	-	-	-	-	-	-
v_8	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{4,3}$	$v_{4,3}$	$v_{4,3}$	$v_{4,3}$	-	-	-	-	-	-	-	-
v_9	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{5,3}$	$v_{5,3}$	$v_{5,3}$	$v_{5,3}$	-	-	-	-	-	-	-
v_{10}	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{6,3}$	$v_{6,3}$	$v_{6,3}$	$v_{6,3}$	-	-	-	-	-	-
v_{11}	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{7,4}$	$v_{7,4}$	$v_{7,4}$	$v_{7,4}$	-	-	-	-	-
v_{12}	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{7,4}$	$v_{7,4}$	$v_{7,4}$	$v_{7,4}$	$v_{7,4}$	-	-	-	-
v_{13}	$v_{1,\infty}$	$v_{8,4}$	$v_{8,4}$	$v_{8,4}$	$v_{8,4}$	$v_{8,4}$	$v_{8,4}$	-	-						
v_{14}	$v_{1,\infty}$	$v_{9,4}$	$v_{9,4}$	$v_{9,4}$	$v_{9,4}$	$v_{9,4}$	$v_{9,4}$	-							
v_{15}	$v_{1,\infty}$	$v_{10,4}$	$v_{10,4}$	$v_{10,4}$	$v_{10,4}$	$v_{10,4}$	$v_{10,4}$								
v_{16}	$v_{1,\infty}$	$v_{11,5}$	$v_{11,5}$	$v_{11,5}$	$v_{11,5}$	$v_{11,5}$									
v_{17}	$v_{1,\infty}$	$v_{11,5}$	$v_{11,5}$	$v_{11,5}$	$v_{11,5}$	$v_{11,5}$									
v_{18}	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{12,5}$	$v_{12,5}$	$v_{12,5}$	$v_{12,5}$									
v_{19}	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{13,5}$	$v_{13,5}$	$v_{13,5}$									
v_{20}	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{14,5}$	$v_{14,5}$									
v_{21}	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{1,\infty}$	$v_{15,5}$									

Комментарии к заполнению табл. 1. Следует заметить, что алгоритм Дейкстры в этом случае претерпевает такую модификацию: если конечная числовая метка уже определена на текущем этапе, далее она не изменяется (поскольку может только увеличиваться), то есть минимальное расстояние (длина цепи) оказывается определено этим значением числовой метки. Таким образом, выполнять сложение и сравнение для вершин с конеч-

ными числовыми метками на последующих этапах не имеет смысла, их следует рассматривать поочередно (в порядке возрастания индексов) и выбирать на каждой следующей итерации в качестве постоянно помеченных, пока все они не будут исчерпаны. Далее рассматриваются вершины с конечными числовыми метками со значениями на 1 больше. Таким образом, из табл. 1 можно получить информацию про все кратчайшие цепи и



соответствующие им длины. Например, кратчайшая цепь из вершины v_1 в вершину v_{21} :

$$v_1 \xrightarrow{1} v_3 \xrightarrow{1} v_6 \xrightarrow{1} v_{10} \xrightarrow{1} v_{15} \xrightarrow{1} v_{21}, \text{dist} = 5$$

Данные всех кратчайших цепей представлены в табл. 2.

Таблица 2

Кратчайшие цепи из вершины v_1 графа G_1

Цепь	Длина
$v_1 \xrightarrow{1} v_2, r_{\min} = 1$	$r(v_1, v_2) = 1$
$v_1 \xrightarrow{1} v_3, r_{\min} = 1$	$r(v_1, v_3) = 1$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_4, r_{\min} = 2$	$r(v_1, v_4) = 2$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_5, r_{\min} = 2$	$r(v_1, v_5) = 2$
$v_1 \xrightarrow{1} v_3 \xrightarrow{1} v_6, r_{\min} = 2$	$r(v_1, v_6) = 2$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_4 \xrightarrow{1} v_7, r_{\min} = 3$	$r(v_1, v_7) = 3$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_4 \xrightarrow{1} v_8, r_{\min} = 3$	$r(v_1, v_8) = 3$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_5 \xrightarrow{1} v_9, r_{\min} = 3$	$r(v_1, v_9) = 3$
$v_1 \xrightarrow{1} v_3 \xrightarrow{1} v_6 \xrightarrow{1} v_{10}, r_{\min} = 3$	$r(v_1, v_{10}) = 3$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_4 \xrightarrow{1} v_7 \xrightarrow{1} v_{11}, r_{\min} = 4$	$r(v_1, v_{11}) = 4$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_4 \xrightarrow{1} v_7 \xrightarrow{1} v_{12}, r_{\min} = 4$	$r(v_1, v_{12}) = 4$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_4 \xrightarrow{1} v_8 \xrightarrow{1} v_{13}, r_{\min} = 4$	$r(v_1, v_{13}) = 4$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_5 \xrightarrow{1} v_9 \xrightarrow{1} v_{14}, r_{\min} = 4$	$r(v_1, v_{14}) = 4$
$v_1 \xrightarrow{1} v_3 \xrightarrow{1} v_6 \xrightarrow{1} v_{10} \xrightarrow{1} v_{15}, r_{\min} = 4$	$r(v_1, v_{15}) = 4$



$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_4 \xrightarrow{1} v_7 \xrightarrow{1} v_{11} \xrightarrow{1} v_{16}, r_{\min} = 5$	$r(v_1, v_{16}) = 5$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_4 \xrightarrow{1} v_7 \xrightarrow{1} v_{11} \xrightarrow{1} v_{17}, r_{\min} = 5$	$r(v_1, v_{17}) = 5$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_4 \xrightarrow{1} v_7 \xrightarrow{1} v_{12} \xrightarrow{1} v_{18}, r_{\min} = 5$	$r(v_1, v_{18}) = 5$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_4 \xrightarrow{1} v_8 \xrightarrow{1} v_{13} \xrightarrow{1} v_{19}, r_{\min} = 5$	$r(v_1, v_{19}) = 5$
$v_1 \xrightarrow{1} v_2 \xrightarrow{1} v_5 \xrightarrow{1} v_9 \xrightarrow{1} v_{14} \xrightarrow{1} v_{20}, r_{\min} = 5$	$r(v_1, v_{20}) = 5$
$v_1 \xrightarrow{1} v_3 \xrightarrow{1} v_6 \xrightarrow{1} v_{10} \xrightarrow{1} v_{15} \xrightarrow{1} v_{21}, r_{\min} = 5$	$r(v_1, v_{21}) = 5$

Граф, иллюстрирующий дерево кратчайших цепей из вершины v_1 , представлен на рис. 3.

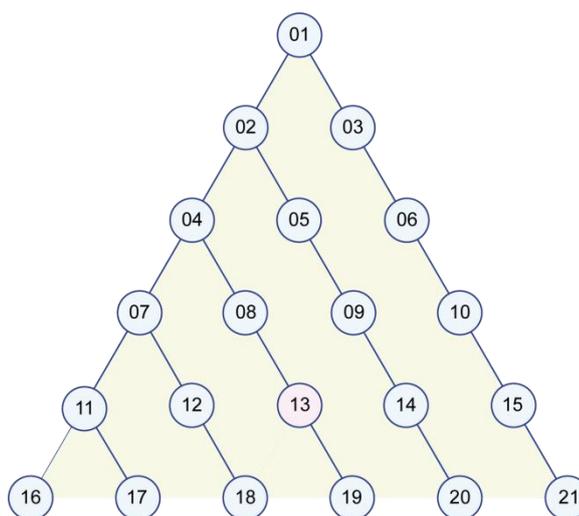


Рис. 3. Дерево кратчайших цепей из вершины v_1

Поскольку все ребра в графе (см. рис. 3) имеют вес 1, из табл. 1 видно, что расстояния при вычислении могут увеличиваться только на 1. Поэтому фактически, как только бесконечная метка изменилась на

конечную числовую метку, она впоследствии уже не модифицируется, т. е. не может уменьшиться. Это значит, что соответствующее кратчайшее расстояние между вершинами уже определено. Тогда коли-



чество сложений и сравнений в алгоритме Дейкстры можно сократить за счет исключения сравнений с уже полученными на предыдущих шагах конечными числовыми метками, а также последовательного выбора постоянно помеченных вершин из списка имеющих минимальных числовых меток до их исчерпания с последующим переходом к меткам

на единицу большим. Можно утверждать, что время реализации алгоритма сокращается на 30 %.

Задача 2. Определить все кратчайшие пути и расстояния из вершины v_1 (на рис. 4 – кратко 01) до всех остальных вершин прямоугольной топологии графа G_2 , содержащего 21 вершину.

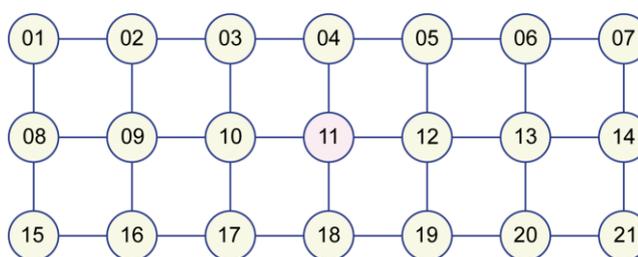


Рис. 4. Граф G_2 – конфигурация сети

Решение. Рассматриваемый на рис. 4 граф G_2 является неориентированным. Применение алгоритма Дейкстры позволяет найти решение поставленной задачи. Следует заметить, что алгоритм Дейкстры здесь

претерпевает такую же модификацию, что и в задаче 1. Таким образом, из табл. 3 можно получить информацию про все кратчайшие цепи и соответствующие им длины (табл. 4).

Таблица 4

Кратчайшие цепи из вершины v_1 графа G_2

Цепь	Длина
$v_1 \rightarrow v_2, r_{\min} = 1$	$r(v_1, v_2) = 1$
$v_1 \rightarrow v_2 \rightarrow v_3, r_{\min} = 2$	$r(v_1, v_3) = 2$
$v_1 \rightarrow v_2 \rightarrow v_3 \rightarrow v_4, r_{\min} = 3$	$r(v_1, v_4) = 3$



$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v5, r_{\min} = 4$	$r(v1, v5) = 4$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v5 \xrightarrow{1} v6, r_{\min} = 5$	$r(v1, v6) = 5$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v5 \xrightarrow{1} v6 \xrightarrow{1} v7, r_{\min} = 6$	$r(v1, v7) = 6$
$v1 \xrightarrow{1} v8, r_{\min} = 1$	$r(v1, v8) = 1$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v9, r_{\min} = 2$	$r(v1, v9) = 2$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v10, r_{\min} = 3$	$r(v1, v10) = 3$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v11, r_{\min} = 4$	$r(v1, v11) = 4$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v5 \xrightarrow{1} v12, r_{\min} = 5$	$r(v1, v12) = 5$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v5 \xrightarrow{1} v6 \xrightarrow{1} v13, r_{\min} = 6$	$r(v1, v13) = 6$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v5 \xrightarrow{1} v6 \xrightarrow{1} v7 \xrightarrow{1} v14, r_{\min} = 7$	$r(v1, v14) = 7$
$v1 \xrightarrow{1} v8 \xrightarrow{1} v15, r_{\min} = 2$	$r(v1, v15) = 2$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v9 \xrightarrow{1} v16, r_{\min} = 3$	$r(v1, v16) = 3$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v10 \xrightarrow{1} v17, r_{\min} = 4$	$r(v1, v17) = 4$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v11 \xrightarrow{1} v18, r_{\min} = 5$	$r(v1, v18) = 5$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v5 \xrightarrow{1} v12 \xrightarrow{1} v19, r_{\min} = 6$	$r(v1, v19) = 6$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v5 \xrightarrow{1} v6 \xrightarrow{1} v13 \xrightarrow{1} v20, r_{\min} = 7$	$r(v1, v20) = 7$
$v1 \xrightarrow{1} v2 \xrightarrow{1} v3 \xrightarrow{1} v4 \xrightarrow{1} v5 \xrightarrow{1} v6 \xrightarrow{1} v7 \xrightarrow{1} v14 \xrightarrow{1} v21, r_{\min} = 8$	$r(v1, v21) = 8$

Граф, иллюстрирующий дерево кратчайших цепей из вершины $v1$, представлен на рис. 5.

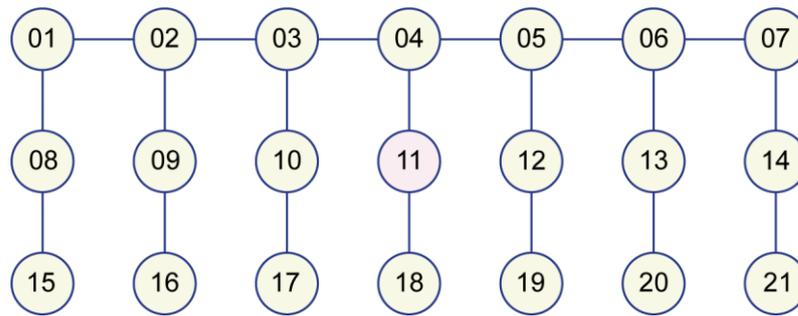


Рис. 5. Дерево кратчайших цепей из вершины v_1 графа G_2

Описание модифицированного алгоритма Дейкстры. После инициализации и основного шага алгоритм Дейкстры претерпевает следующую модификацию. Для графов с ребрами единичной длины (веса) сумма расстояний каждый раз может увеличиваться только на 1. Поэтому в упомянутом пункте только бесконечные метки соседа могут изменяться на конечные числовые метки, которые впоследствии остаются постоянными, т.е. уменьшаться уже не могут. Соответствующие расстояния являются числами натурального ряда. По этой причине сравнение целесообразно проводить только в целях определения конечных числовых меток для тех вершин, которые таковых пока не имеют, т. е. их временные метки равны бесконечности. Если не существует ребра, соединяющего постоянно помеченную вершину с вершиной, имеющей беконечную метку, то в качестве очередного пункта выби-

рается постоянно помеченная вершина с минимальной меткой в текущем столбце (как и раньше), что позволяет реализовать попытку найти минимальный маршрут через другую вершину. При этом сложение и сравнение меток с уже имеющимися в столбце конечными метками не проводится, что сокращает время поиска.

Если конечная числовая метка уже определена на текущем этапе, далее она уже не изменяется (поскольку может только увеличиваться), то есть минимальное расстояние (длина цепи) уже оказывается определено этим значением числовой метки. Таким образом, выполнять сложение и сравнение для вершин с конечными числовыми метками на последующих этапах не имеет смысла, их следует рассматривать поочередно (в порядке возрастания индексов) и выбирать на каждой следующей итерации в качестве постоянно помеченных,



пока все они не будут исчерпаны. Далее рассматриваются вершины с конечными числовыми метками со значениями на 1 больше. В традиционном алгоритме Дейкстры далее учитывается такой шаг: если полученное значение длины меньше значения метки соседа, то метка соседа заменяется полученным значением длины. После рассмотрения всех соседей вершина и помечается как посещенная и шаг алгоритма повторяется.

6. Выводы. Рассмотрен метод построения оптимального маршрута на дорожной инфраструктуре между двумя координатами, который имеет дорожные коллизии, для его последующей реализации в качестве online облачного сервиса для водителей транспортных средств. Выполнен пошаговый синтез алгоритма построения оптимального маршрута движения транспортного средства путем использования модифицированного алгоритма Дейкстры на топологической инфраструктуре дорожного движения, приводимой к графу, с учетом существования дорожных коллизий. Решены задачи: 1) Определения всех кратчайших путей и соответствующих расстояний из вершины v до всех остальных вершин инфраструктуры. 2) Поиска всех кратчайших расстояний между всеми парами вершин для графа с единичными весовыми

коэффициентами, заданного матрицей смежности. 3) Оценивания различных типов графов по разработанным критериям качества, заданных матрицами смежности, путем вычисления кратчайших расстояний между всеми парами вершин и сложности графа. 4) Сравнения различных графовых архитектур в целях определения эффективных решений при проектировании новых дорожных инфраструктур для сокращения времени движения по заказанному маршруту.

Упрощенные критерии качества топологий в целях выполнения маршрутов дают следующие результаты. Для прямоугольной топологии: $L = \text{sum}/k$, $k=32$, $\text{Sum}=714$; $L=714/32=22,3125$. Для треугольной топологии: $L = \text{sum}/k$, $k=45$, $\text{Sum}=545$; $L=545/45=12,1$. Это означает, что дорожная инфраструктура, построенная на треугольных соединениях пунктов отправления и прибытия, в два раза эффективней $L=12,1$, чем общепринятая топология „манхэттен“, имеющая оценку $L=22,3125$.

Библиографический список

1. Хаханов В. И., Меликян В. Ш., Саатчян А. Г., Шахов Д. В. «Зеленая волна» – облако мониторинга и управления дорожным движением. Армения. Вестник «Информационные технологии, электроника, радиотехника». Вып. 16 (№ 1). С. 53–60.



2. Hahanov V. I., Guz O. A., Ziarmand A. N., Ngene Christopher Umerah, Arefjev A. Cloud Traffic Control System. Proc. of IEEE East-West Design and Test Symposium. Rostov-on-Don. 27-30 September 2013. P. 72–76.
3. Hahanov V., Gharibi W., Baghdadi Ammar Awni Abbas, Chumachenko S., Guz O., Litvinova E. Cloud traffic monitoring and control. Proceedings of the 2013 IEEE 7th International conference on intelligent data acquisition and advanced computing systems (IDAACS). Berlin. September 12–14. 2013. P. 244–248.
4. Бондаренко М. Ф., Хаханов В. И., Литвинова Е. И. Структура логического ассоциативного мультипроцессора. Автоматика и телемеханика. – 2012. – № 10. – С. 71–92.
5. Lu Antao, Li Yushan, Sun Yufang, Cao Chongzhen, Gao Kuigang, Xu Jing. Research on the Integrated Management of Highway Based on Radio Frequency Identification Technology // Third International Conference on Measuring Technology and Mechatronics Automation (IC-MTMA). – 2011. – Vol. 3. – P. 116–119.
6. Pandit A. A., Talreja J., Mundra A. K. RFID Tracking System for Vehicles (RTSV) // First International Conference on Computational Intelligence, Communication Systems and Networks. – 2009. – P. 160–165.
7. Jiang Lin-ying, Wang Shuai, Zhang Heng, Tan Han-qing. Improved Design of Vehicle Management System Based on RFID // International Conference on Intelligent System Design and Engineering Application (ISDEA). – 2010. – Vol. 1. – P. 844–847.
8. Chen Xue-Mei, Wei Zhong-Hua. Vehicle management system based on multi-node RFID cards // 30th Chinese Control Conference (CCC). – 2011. – P. 5497–5499.
9. Дудников С., Боечко И. Бесконтактная идентификация транспорта, основанная на RFID // Компоненты и технологии № 1.– 2007.– http://www.kite.ru/assets/files/pdf/2007_01_140.pdf
10. Manikonda P., Yerrapragada A. K., Anasamudram S. S. Intelligent traffic management system // IEEE Conference on Sustainable Utilization and Development in Engineering and Technology (STUDENT). – 2011. – P. 119–122.
11. Samad T. Perspectives in Control Engineering Technologies, Applications, and New Directions. Intelligent Transportation Systems: Roadway Applications.– Wiley-IEEE Press.– 2001.– P. 348–369.
12. Schutte J. Recent trends in automatic train controls // IEEE Intelligent Transportation Systems. – 2001. – P. 813–819.
13. Zingirian N., Valenti C. Sensor clouds for Intelligent Truck Monitoring // IEEE Intelligent Vehicles Symposium (IV). – 2012. – P. 999–1004.
14. Branisso L. B., Kato E. R. R., Pedrino E. C., Morandin O., Tsunaki R. H. An Intelligent Autonomous Vehicle Management System // Second Brazilian Conference on Critical Embedded Systems (CBSEC). – 2012. – P. 42–47.
15. Brizgalov V. V., Chukhantsev V., Fedorkin E., Architecture of traffic control systems using cloud computing // International Conference and Seminar on Micro/Nanotechnologies and Electron Devices (EDM).– 2010.– P. 215–216.
16. Vladimir Hahanov; Wajeb Gharibi; L. S. Abramova; Svetlana Chumachenko; Eugenia Litvinova; Anna Hahanova; Vladimir Rustinov; Vladimir Miz; Aleksey Zhalilo; Artur Ziarmand. Cyber physical system - smart cloud traffic control // Proceedings of IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTTS



- 2014). 2014. Pages: 1 - 18, DOI: 10.1109/EWDTS.2014.7027107
17. Hahanov V., Gharibi W., Man K. L., Litvinova E., Chumachenko S., Guz O. Intelligent road control and monitoring // Lecture Notes in Electrical Engineering. Volume 235 LNEE, 2013, Pages 327-335 2013 International Conference on Future Information and Communication Engineering, ICFICE 2013; Shenyang; China; 24 June 2013 - 26 June 2013; Code 98013.
 18. Gorobets A., Chugurov I., Scherbin D., Chumachenko S. Dijkstra Algorithm for cyber structures analysis // Published in: Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics (CADSM), 2013. 12th International Conference on the 19-23 Feb. 2013 (Матеріали XII Міжнародної науково-технічної конференції CADSM 2013 «Досвід розробки та застосування приладо-технологічних САПР в мікроелектроніці». 19–23 лютого 2013. Львів – Поляна. С. 61–65).
 19. Dijkstra E. W. A note on two problems in connexion with graphs // Numerische Mathematik. Vol. 1. 1959. P. 269–271.
 20. Кормен Т. Х., Лейзерсон Ч. И., Ривест Р. Л., Штайн К. Алгоритмы: построение и анализ = Introduction to Algorithms. – М. : Вильямс, 2006. – 1296 с.
 21. Левитин А. В. Глава 9. Жадные методы: Алгоритм Дейкстры // Алгоритмы: введение в разработку и анализ = Introduction to The Design and Analysis of Algorithms. – М. : Вильямс, 2006. – С. 189–195.
 22. Кузнецов Н. А., Фетисов В. Н. Алгоритм Дейкстры с улучшенной робастностью для управления маршрутизацией в IP-сетях // Автоматика и телемеханика. – 2008. – № 2. – С. 80–85.
 23. Томас Т. М. Структура и реализация сетей на основе протокола OSPF. Руководство Cisco = OSPF Network Design Solutions. – М. : Вильямс, 2004. – 816 с.
 24. Хаханов В. И., Чумаченко С. В., Murad Ali Abbas, Горобец А. А., Скоробогатый М. В., Белоус В. В. Модели анализа эффективности вычислительных структур // Радиоэлектроника и информатика. – 2012. – № 3. – С. 66–71.

Bibliograficheskiy spisok

1. Hahanov V. I., Melikjan V. Sh., Saatchjan A. G., Shahov D. V. «Zelenaja volna» – oblako monitoringa i upravlenija dorozhnym dvizheniem. Armenija. Vestnik «Informacionnye tehnologii, jelektronika, radiotehnika». Vyp. 16 (№ 1). S. 53–60.
2. Hahanov V. I., Guz O. A., Ziarmand A. N., Ngene Christopher Umerah, Arefjev A. Cloud Traffic Control System. Proc. of IEEE East-West Design and Test Symposium. Rostov-on-Don. 27-30 September 2013. P. 72–76.
3. Hahanov V., Gharibi W., Baghdadi Ammar Awni Abbas, Chumachenko S., Guz O., Litvinova E. Cloud traffic monitoring and control. Proceedings of the 2013 IEEE 7th International conference on intelligent data acquisition and advanced computing systems (IDAACS). Berlin. September 12–14. 2013. P. 244–248.
4. Bondarenko M. F., Hahanov V. I., Litvinova E. I. Struktura logicheskogo asociativnogo multiprocessora. Avtomatika i telemekhanika. – 2012. – № 10. – S. 71–92.
5. Lu Antao, Li Yushan, Sun Yufang, Cao Chongzhen, Gao Kuigang, Xu Jing. Research on the Integrated Management of Highway Based on Radio Frequency Identification Technology // Third International Conference on Measuring Technology and Mechatronics



- Automation (ICMTMA). – 2011. – Vol. 3. – P. 116–119.
6. Pandit A. A., Talreja J., Mundra A. K. RFID Tracking System for Vehicles (RTSV) // First International Conference on Computational Intelligence, Communication Systems and Networks. – 2009. – P. 160–165.
 7. Jiang Lin-ying, Wang Shuai, Zhang Heng, Tan Han-qing. Improved Design of Vehicle Management System Based on RFID // International Conference on Intelligent System Design and Engineering Application (ISDEA). – 2010. – Vol. 1. – P. 844–847.
 8. Chen Xue-Mei, Wei Zhong-Hua. Vehicle management system based on multi-node RFID cards // 30th Chinese Control Conference (CCC). – 2011. – P. 5497–5499.
 9. Dudnikov S., Boenko I. Beskontaktnaja identifikacija transporta, osnovan-naja na RFID // Komponenty i tehnologii № 1.– 2007.– http://www.kite.ru/assets/files/pdf/2007_01_140.pdf
 10. Manikonda P., Yerrapragada A. K., Anasamudram S. S. Intelligent traffic management system // IEEE Conference on Sustainable Utilization and Development in Engineering and Technology (STUDENT). – 2011. – P. 119–122.
 11. Samad T. Perspectives in Control Engineering Technologies, Applications, and New Directions. Intelligent Transportation Systems: Roadway Applications.– Wiley-IEEE Press.– 2001.– P. 348–369.
 12. Schutte J. Recent trends in automatic train controls // IEEE Intelligent Transportation Systems. – 2001. – P. 813–819.
 13. Zingirian N., Valenti C. Sensor clouds for Intelligent Truck Monitoring // IEEE Intelligent Vehicles Symposium (IV). – 2012. – P. 999–1004.
 14. Branisso L. B., Kato E. R. R., Ped-rino E. C., Morandin O., Tsunaki R. H. An Intelligent Autonomous Vehicle Management System // Second Brazilian Conference on Critical Embedded Systems (CBSEC). – 2012. – P. 42–47.
 15. Brizgalov V. V., Chukhantsev V., Fedorkin E., Architecture of traffic control systems using cloud computing // International Conference and Seminar on Micro/Nanotechnologies and Electron Devices (EDM).– 2010.– P. 215–216.
 16. Vladimir Hahanov; Wajeb Gharibi; L. S. Abramova; Svetlana Chumachenko; Eugenia Litvinova; Anna Hahanova; Vladimir Rustinov; Vladimir Miz; Aleksey Zhalilo; Artur Ziarmand. Cyber physical system - smart cloud traffic control // Proceedings of IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTs 2014). 2014. Pages: 1 - 18, DOI: 10.1109/EWDTs.2014.7027107
 17. Hahanov V., Gharibi W., Man K. L., Litvinova E., Chumachenko S., Guz O. Intelligent road control and monitoring // Lecture Notes in Electrical Engineering. Volume 235 LNEE, 2013, Pages 327-335 2013 International Conference on Future Information and Communication Engineering, ICFICE 2013; Shenyang; China; 24 June 2013 - 26 June 2013; Code 98013.
 18. Gorobets A., Chugurov I., Scherbin D., Chumachenko S. Dijkstra Algorithm for cyber structures analysis // Published in: Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics (CADSM), 2013. 12th International Conference on the 19-23 Feb. 2013 (Materiali XII Mizhnarodnoï naukovo-tehnicnoï konferencii CADSM 2013 «Dosvid rozrobki ta zastosuvannja prilado-tehnologichnih SAPR v mikroelektronici». 19–23 ljutogo 2013. L'viv – Poljana. S. 61–65).



19. Dijkstra E. W. A note on two problems in connexion with graphs // Numerische Mathematik. Vol. 1. 1959. P. 269–271.
20. Cormen T. H., Lejzerson Ch. I., Rivest R. L., Shtajn K. Algoritmy: postroenie i analiz = Introduction to Algorithms. – M. : Vil'jams, 2006. – 1296 s.
21. Levitin A. V. Glava 9. Zhadnye metody: Algoritm Dejkskry // Algoritmy: vvedenie v razrabotku i analiz = In-troduction to The Design and Analysis of Algorithms. – M. : Vil'jams, 2006. – S. 189–195.
22. Kuznecov N. A., Fetisov V. N. Algoritm Dejkskry s uluchshennoj robastnost'ju dlja upravlenija marshrutizaciej v IP-setjah // Avtomatika i tele-mehanika. – 2008. – № 2. – S. 80–85.
23. Tomas T. M. Struktura i realizacija setej na osnove protokola OSPF. Rukovodstvo Cisco = OSPF Network De-sign Solutions. – M. : Vil'jams, 2004. – 816 s.
24. Hahanov V. I., Chumachenko S. V., Murad Ali Abbas, Gorobec A. A., Skorobogatyj M. V., Belous V. V. Modeli analiza jeffektivnosti vychislitel'nyh struktur // Radioelektronika i informatika. – 2012. – № 3. – S. 66–71.

© Чумаченко С. В., Литвинова Е. И.,
Хаханов В. И., Зиарманд А. Н., 2017.