

МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ И НАУКИ, МОЛОДЕЖИ И СПОРТА УКРАИНЫ

ХАРЬКОВСКИЙ НАЦИОНАЛЬНЫЙ УНИВЕРСИТЕТ
РАДИОЭЛЕКТРОНИКИ

ISSN 1563-0064

РАДИОЭЛЕКТРОНИКА И ИНФОРМАТИКА

Научно-технический журнал

Основан в 1997 г.

№ 3(58), июль – сентябрь 2012

Выходит 4 раза в год

© *Харьковский национальный
университет радиоэлектроники, 2012*

Свидетельство о государственной регистрации КВ № 12097-968 ПР 14.12.2006

РИ, 2012, № 3

СОДЕРЖАНИЕ

РАДИОТЕХНИКА

САХНЕНКО Н.К. МОДЕЛИРОВАНИЕ ПРЕОБРАЗОВАНИЯ ЧАСТОТЫ В ФОТОННЫХ МОЛЕКУЛАХ С МЕНЯЮЩИМСЯ ВО ВРЕМЕНИ ПОКАЗАТЕЛЕМ ПРЕЛОМЛЕНИЯ	3
---	---

ЭЛЕКТРОНИКА

АЛЕКСЕЕВ В.Ф., ПИСКУН Г.А. ВЛИЯНИЕ РАЗРЯДОВ СТАТИЧЕСКОГО ЭЛЕКТРИЧЕСТВА НА ПРОГРАММНОЕ ОБЕСПЕЧЕНИЕ, ИНСТАЛЛИРОВАННОЕ ВО ВСТРОЕННУЮ FLASH-ПАМЯТЬ МИКРОКОНТРОЛЛЕРОВ.....	8
---	---

СИСТЕМЫ И ПРОЦЕССЫ УПРАВЛЕНИЯ

КОЛОСОВА С.В., ЛАМТЮГОВА С.Н., СИДОРОВ М.В. ПРИМЕНЕНИЕ ИТЕРАЦИОННЫХ МЕТОДОВ К РЕШЕНИЮ ВНЕШНИХ ЗАДАЧ ГИДРОДИНАМИКИ	13
БЛИШУН А.П. ЧИСЛЕННЫЙ МЕТОД РАСЧЕТА ФИЛЬТРАЦИОННОГО ТЕЧЕНИЯ ПОД ФЛЮТБЕТОМ ПРИ НАЛИЧИИ ЛИНЗ.....	18
АРТЮХ А.В., ЯЛОВЕГА И.Г. ЧИСЛЕННЫЙ АНАЛИЗ НЕСТАЦИОНАРНЫХ ЛИНЕАРИЗОВАННЫХ ЗАДАЧ ВЯЗКОЙ ТЕПЛОПРОВОДНОЙ ЖИДКОСТИ	22
ГИБКИНА Н.В., РОГОВОЙ Н.С., СИДОРОВ М.В., СТАДНИКОВА А.В. ЧИСЛЕННЫЙ АНАЛИЗ ПРОЦЕССОВ ПЕРЕМЕШИВАНИЯ МЕТОДОМ R-ФУНКЦИЙ.....	28

КОМПЬЮТЕРНАЯ ИНЖЕНЕРИЯ И ТЕХНИЧЕСКАЯ ДИАГНОСТИКА

ВАСИЛЕВИЧ Л.Ф., МИХАЙЛЮК А.Ю., МИХАЙЛЮК О.С., ОГНІВЧУК Л.М., ТАРАСЕНКО В.П. ФУНКЦІОНАЛЬНО-ОРИЄНТОВАНЕ ПРОЄКТУВАННЯ ІНФОРМАЦІЙНО-АНАЛІТИЧНИХ СИСТЕМ. МЕТОДИ ВИЗНАЧЕННЯ КОЕФІЦІЄНТІВ ПРІОРИТЕТНОСТІ ЧАСТКОВИХ ПОКАЗНИКІВ ЕФЕКТИВНОСТІ.....	35
ХАХАНОВ В.И., ГЕРАСИМЕНКО К.Е. МЕТОД ПРИРАЩЕНИЙ ДЛЯ ПОВЫШЕНИЯ ТЕСТОПРИГОДНОСТИ ЛОГИЧЕСКИХ СХЕМ УПРАВЛЕНИЯ КРИТИЧЕСКИМИ СИСТЕМАМИ	45
КАМЕНЕВА И.В., АФАНАСЬЕВ А.С. ПРОГРАММНАЯ РЕАЛИЗАЦИЯ ОБЩЕЙ МОДЕЛИ СЛОВОИЗМЕНЕНИЯ ИМЕН ПРИЛАГАТЕЛЬНЫХ РУССКОГО ЯЗЫКА	52
ЛИСИЦКАЯ И.В., НАСТЕНКО А.А., ЛИСИЦКИЙ К.Е. О КРИПТОГРАФИЧЕСКОЙ ЗНАЧИМОСТИ СХЕМ РАЗВОРАЧИВАНИЯ КЛЮЧЕЙ В ОБЕСПЕЧЕНИИ СТОЙКОСТИ БЛОЧНЫХ СИММЕТРИЧНЫХ ШИФРОВ К АТАКАМ ЛИНЕЙНОГО И ДИФФЕРЕНЦИАЛЬНОГО КРИПТОАНАЛИЗА	56
ХАХАНОВ В.И., ЧУМАЧЕНКО С.В., MURAD ALI ABBAS, ГОРОБЕЦ А.А., СКОРОБОГАТЫЙ М.В., БЕЛОУС В.В. МОДЕЛИ АНАЛИЗА ЭФФЕКТИВНОСТИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СТРУКТУР	66

КОМПЬЮТЕРНЫЕ НАУКИ

ГЛОБА Л.С. , ЛИСЕНКО Д.С. , АЛЕКСЕЕВ М.О. МЕТОД АНАЛІЗУ ТА ПІДВИЩЕННЯ ЕФЕКТИВНОСТІ РОБОТИ ПРОГРАМНОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ БАЗОВИХ СТАНЦІЙ СТАНДАРТУ LTE.....	72
---	----

ИНФОРМАЦИОННЫЕ ТЕХНОЛОГИИ

НИКОНОВ О.Я., ШУЛЯКОВ В.М. ВПЛИВ ФУНКЦІЇ НАЛЕЖНОСТІ НА ЯКІСТЬ НЕЧІТКИХ РЕГУЛЯТОРІВ ЕЛЕКТРОГІДРАВЛІЧНИХ СЛІДКУЮЧИХ ПРИВОДІВ АВТОМОБІЛІВ.....	79
ГРИЦУНОВ А.В., СТЕПАНОВ В.П., НЕСТЕРЕНКО Л.В. ОБ ИСПОЛЬЗОВАНИИ МЕТОДОВ СПЕКТРАЛЬНОГО РАЗЛОЖЕНИЯ В ЗАДАЧАХ СОЦИОЛОГИЧЕСКОГО АНАЛИЗА И ПЛАНИРОВАНИЯ.....	83
БОНДАРЕНКО М.А. РОЗРОБКА ОЦІНКИ ЯКОСТІ ЗНАНЬ ЗА ТЕМОЮ «РОБОТА З ФОРМУЛАМИ В РЕДАКТОРІ ЕЛЕКТРОННИХ ТАБЛИЦЬ ПАКЕТА OPENOFFICE».....	90
РЕФЕРАТИ	93
ПРАВИЛА ОФОРМЛЕНИЯ СТАТЕЙ ДЛЯ АВТОРОВ НАУЧНО-ТЕХНИЧЕСКОГО ЖУРНАЛА	97

МОДЕЛИ АНАЛИЗА ЭФФЕКТИВНОСТИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СТРУКТУР

*ХАХАНОВ В.И., ЧУМАЧЕНКО С.В., MURAD ALI
ABBAS, ГОРОБЕЦ А.А., СКОРОБОГАТЫЙ М.В.,
БЕЛЮС В.В.*

Рассматриваются методы оценивания вычислительных структур и поиска кратчайших путей между парой вершин. Разрабатывается критерий оценивания эффективности вычислительных структур на основе использования графовой модели функциональных блоков цифровых систем на кристаллах. Предлагается модифицированный алгоритм Дейкстры для определения средней стоимости межсоединений вычислительной архитектуры для каждой пары вершин графа. Выполняется верификация критерия при оценивании эффективности различных топологий вычислительных структур.

1. Введение

Создание эффективных вычислительных структур связано не только с повышением быстродействия примитивов, но и с топологией связей между ними, которая способна существенно повысить быстродействие параллельной обработки данных за счет дополнительных соединений, которые достаточно дорого стоят. Поэтому необходимо иметь критерии оценивания эффективности, учитывающие не только время транзакций между вершинами, но и аппаратную избыточность, которая позволяет существенно уменьшить среднее время приема-передачи информации между примитивными вычислительными компонентами. Кроме того, такие критерии можно использовать для оценки эффективности графовых моделей локальных и глобальных компьютерных сетей, городской инфраструктуры дорожных коммуникаций, а также транспортных потоков в целях определения узких мест, влияющих на трафик. Проблема нахождения таких критериев связана с минимизацией вычислительных затрат для определения всех возможных минимальных путей между парами вершин.

Цель исследования – разработка критериев оценивания эффективности вычислительных структур на основе использования графовой модели межсоединений функциональных блоков, дающих возможность определять качество топологических архитектур цифровых систем на кристаллах.

Задачи: 1) Анализ методов оценивания вычислительных структур поиска кратчайших путей между парой вершин [5-9]. 2) Разработка критериев оценивания эффективности вычислительных структур на основе использования графовой модели функциональных блоков цифровых систем на кристаллах [1-4]. 3) Модификация алгоритма Дейкстры для определения средней стоимости межсоединений вычислительной архитектуры для пары вершин графа [5-8]. 4) Верифи-

кация критериев при оценивании эффективности различных топологий вычислительных структур [1-4].

2. Оценивание топологии связей компонентов цифровой системы

Расстояние между компонентами цифровой системы есть основной параметр, влияющий на быстродействие выполнения (функциональности или сервиса) транзакций между компонентами или элементами структуры. При рассмотрении двух вариантов реализации, например, мультипроцессорной системы, необходимо определить интегральную характеристику в виде суммы всех расстояний между каждой парой компонентов или вершин соответствующего графа. В связи с существованием такой оценки возникает естественный вопрос: какие геометрические (топологические) примитивные фигуры следует использовать для минимизации интегральной оценки расстояний между каждой парой точек? Здесь интерес представляют три варианта фигур: четырехугольник (метрика «Манхэттен»), треугольник и тетраэдр. Последний обладает уникальным свойством – каждая вершина тетраэдра имеет три соседних, в то время как треугольник обладает только двумя смежными вершинами.

Рыночная привлекательность анализа эффективности структур актуальна не только для цифровых систем, сетей, телекоммуникаций, но для инфраструктуры городов в условиях существования транспортных заторов.

Критерий связан с упрощением обработки графовой структуры, имеющей E дуг и n вершин. Его особенность заключается в вычислении абсолютного и не приведенного к интервалу значения, формируемого стоимостью соединений, умноженной на качество транзакций между всеми парами вершин:

$$Q_4 = \frac{E}{n} \times \sum_{i=1}^n \min_j (p_{ij}) .$$

Применение данной формулы к оцениванию трех графовых структур, имеющих 6 вершин и различные топологии соединения, представлено на рис. 1.

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

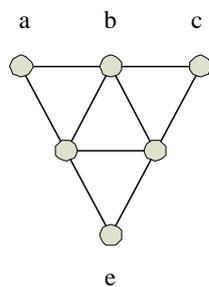
$$Q_4(G_1) = \frac{E}{n} \times \sum_{i=1}^n \min_j (p_{ij}) = \frac{9}{6} \times (9 \times 1 + 6 \times 2) = 31,5;$$

$$Q_4(G_2) = \frac{7}{6} \times (7 \times 1 + 6 \times 2 + 2 \times 3) = 29,2;$$

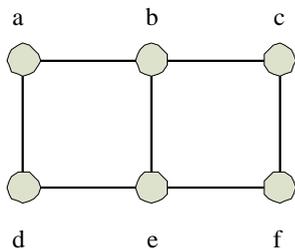
$$Q_4(G_3) = \frac{11}{6} \times (11 \times 1 + 4 \times 2) = 34,8 .$$

Модификация оценки эффективности топологии связана с приведением реальных затрат (число дуг E) к максимально возможному количеству $V = \frac{n^2 - n}{2}$ парных соединений в графе $\frac{E}{V}$, которое обеспечивает качество коммуникационных свойств $\frac{V}{\sum_{i=1}^n \min(p_{ij})}$:

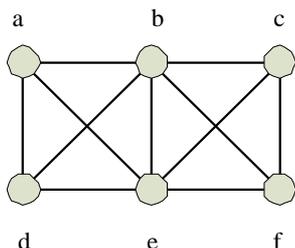
$$Q_4 = \frac{E}{\frac{n^2 - n}{2} \times \frac{n^2 - n}{\sum_{i=1}^n \min(p_{ij})}} = \frac{E}{\frac{n^2 - n}{\sum_{i=1}^n \min(p_{ij})}} = \frac{E}{\sum_{i=1}^n \min(p_{ij})}$$



а



б



в

Рис. 1. Структуры соединений процессорных примитивов: а – G_1 ; б – G_2 ; в – G_3

Оценка равна единице, если числитель и знаменатель равны $V = \frac{n^2 - n}{2}$. В данном случае графовая структура имеет все возможные парные соединения между вершинами графа, определяемые половиной декартова квадрата мощности множества вершин минус n вершин. Вычитание определяется вершинами графа, не имеющих идемпотентных замыканий. При этом

каждая пара вершин имеет длину пути, равную единице. Пересчет критериев эффективности межсоединений процессорных примитивов дает следующий результат:

$$Q_5(G_1) = \frac{E}{\sum_{i=1}^n \min(p_{ij})} = \frac{9}{9 \times 1 + 6 \times 2} = 0,428;$$

$$Q_5(G_2) = \frac{7}{7 \times 1 + 6 \times 2 + 2 \times 3} = 0,28;$$

$$Q_5(G_3) = \frac{11}{11 \times 1 + 4 \times 2} = 0,578.$$

При этом платой за качество коммуникаций является мощность соединений, приведенная к максимально возможному количеству ребер:

$$H_5(G_1) = \frac{E}{n^2 - n} = \frac{9}{15} = 0,60;$$

$$H_5(G_2) = \frac{7}{15} = 0,46; H_5(G_3) = \frac{11}{15} = 0,73.$$

Целесообразно иметь две оценки: интегральный критерий качества коммуникаций, который неявно определяет затраты времени на среднюю достижимость между каждой парой вершин графовой структуры, а также приведенную к максимально возможному числу мощность соединений, которая демонстрирует стоимость качества инфраструктуры системы, имеющей целевую функцию, минимизирующую среднюю достижимость (длину пути или времени) между парой вершин графовой структуры. В зависимости от числа соединений первый критерий имеет тенденцию к возрастанию от 0 до 1, второй также увеличивается по мере увеличения числа ребер в графе. Поэтому мультиплицирование двух критериев не дает нового свойства при оценивании инфраструктуры достижимостей каждой пары вершин. Выводы: 1) Необходимо использовать оба критерия для оценивания структурного проекта. 2) Следует модифицировать алгоритм Дейкстры для вычисления среднего значения достижимостей между парой вершин в графе, что и представлено ниже.

3. Модификация алгоритма Дейкстры

Для решения задачи нахождения кратчайших цепей между всеми парами вершин на взвешенном графе используются алгоритмы Джонсона и Флойда-Уоршелла. Оба алгоритма применяются к ориентированным графам. Алгоритм Джонсона реализуется при наличии в графе ребер с положительным или отрицательным весом, но при отсутствии циклов с отрицательным весом. Известно, что сложность алгоритма Флойда (или Флойда-Уоршелла) нахождения кратчайших путей между всеми парами вершин составляет $O(n^3)$.

При нахождении кратчайших цепей из одной вершины графа до всех остальных его вершин используются алгоритмы Данцига, Левита, Беллмана-Форда, Дейкстры.

Алгоритм Данцига применяется для планарных направленных графов, близок к алгоритму Флойда-Уоршелла, но отличается от него другим порядком исполнения одних и тех же операций.

Алгоритм Левита работает для ориентированных/неориентированных графов без ребер отрицательного веса.

Алгоритм Беллмана-Форда предназначен для поиска кратчайшего пути во взвешенном ориентированном или неориентированном графе и допускает наличие ребер с отрицательным весом, в отличие от алгоритма Дейкстры. За время $O(|V| \cdot |E|)$ алгоритм находит кратчайшие пути от одной вершины графа до всех остальных.

Алгоритм Дейкстры на графах находит кратчайшие расстояния от одной из вершин графа до всех остальных. Применяется только к графам с ребрами положительного веса. Алгоритм широко используется в программировании и технологиях. Например, в протоколе динамической маршрутизации Open Shortest Path First (OSPF), который основан на технологии отслеживания состояния канала (link-state technology), для устранения кольцевых маршрутов. Дейкстра предложил модификацию алгоритма построения кратчайших цепей из заданной вершины графа до всех остальных его вершин, где сократил число операций (сложений и сравнений), сохранив полученную информацию на одном из этапов для последующих. Это достигается процедурой расстановки меток Дейкстры, которая уменьшает сложность алгоритма до $O(n^2)$ [5-9].

В отдельных случаях, когда конфигурация графа позволяет, при поиске кратчайших цепей между всеми парами вершин целесообразно применить алгоритм Дейкстры для каждой из n возможных начальных вершин.

Задача. Найти кратчайшие цепи между всеми парами вершин графа, представленного на рис. 1, а, с единичными весовыми коэффициентами для каждого ребра.

Решение. Рассматриваемый граф является неориентированным с двумя «равноправными» между собой группами вершин: 1) а, с, е; 2) b, d, f. Под термином «равноправный» тут понимается инвариантность представления кратчайших путей и их деревьев при поиске из вершин а, с, е (первая группа путей), или же из вершин b, d, f (вторая группа путей). Таким образом, для данной задачи вместо алгоритма Флойда можно два раза применить алгоритм Дейкстры, чтобы найти кратчайшие пути между всеми парами вершин. Тогда задача подразделяется на две подзадачи: 1) найти кратчайшие расстояния и указать все кратчайшие пути от вершины а до всех остальных вершин; 2) найти кратчайшие расстояния и указать все кратчайшие пути от вершины b до всех остальных вершин.

Матрица смежности графа G_1 имеет вид:

$$G_1 = \begin{matrix} & \begin{matrix} a & b & c & d & e & f \end{matrix} \\ \begin{matrix} a \\ b \\ c \\ d \\ e \\ f \end{matrix} & \begin{matrix} . & 1 & . & . & . & 1 \\ 1 & . & 1 & 1 & . & 1 \\ . & 1 & . & 1 & . & . \\ . & 1 & 1 & . & 1 & 1 \\ . & . & . & 1 & . & 1 \\ 1 & 1 & . & 1 & 1 & . \end{matrix} \end{matrix} \quad (1)$$

Подзадача 1. Найти кратчайшие расстояния указать все кратчайшие пути от вершины а до всех остальных вершин.

В процессе реализации алгоритма Дейкстры заполняется таблица 1, количество строк и столбцов которой определяется мощностью множества вершин графа, т.е. 6х6. В заголовках строк таблицы 1 указываются вершины, до которых предстоит найти кратчайшее расстояние.

Таблица 1

	1	2	3
u=	u=	u=	u=f
a	b	r=	
b	a, 1		
c	a, ∞	b, 2	b, 2
d	a, ∞	b, 2	b, 2
e	a, ∞	a, ∞	f, 2
f	a, 1	a, 1	



Замечания: 1) Если в каком-то столбце окажется две вершины одинаковыми минимальными числовыми метками, то выбирается любая из них. Это означает, что возможно существуют две различные цепи одинаковой минимальной длины. 2) Если при вычислении текущих числовых меток новое суммарное расстояние совпадает с предыдущим, то сохраняется старая числовая метка. 3) Постоянно помеченные вершины в заголовках столбцов не повторяются. 4) Расстояния в заголовках столбцов не убывают (\leq). 5) Текущие метки в строках не возрастают (\geq).

Таким образом, в таблице 1 содержится информация о всех кратчайших цепях и их длинах.

Например, требуется найти кратчайшую цепь из вершины а в вершину е. Последовательность вершин в цепи выписывается с конца: последняя заполненная ячейка в строке е содержит информацию о длине кратчайшей цепи = 2 и предпоследней вершине этой цепи – f. Информация о предыдущей вершине находится в последней ячейке строки f, в данном случае – вершина а, которая является началом маршрута:

$$a \xrightarrow{1} f \xrightarrow{1} e \Rightarrow \text{dist} = 1 + 1 = 2.$$

Данные для всех кратчайших цепей представлены в табл. 2.

Таблица 2

Цепь	Длина
$a \downarrow \rightarrow b$	$r(a, b) = 1$
$a \downarrow \rightarrow b \downarrow \rightarrow c$	$r(a, c) = 1 + 1 = 2$
$a \downarrow \rightarrow b \downarrow \rightarrow d$	$r(a, d) = 1 + 1 = 2$
$a \downarrow \rightarrow f \downarrow \rightarrow e$	$r(a, e) = 1 + 1 = 2$
$a \downarrow \rightarrow f$	$r(a, f) = 1$

Граф, иллюстрирующий дерево кратчайших цепей из вершины a, представлен на рис. 2.

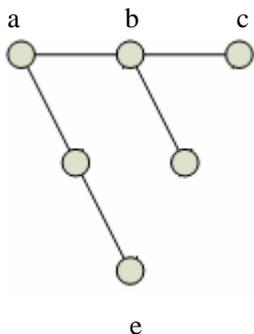


Рис. 2. Граф кратчайших цепей из вершины a

Существенным является следующий факт. Поскольку все ребра в графе (см. рис. 1, а) 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 изменяется, т.е. не может уменьшиться. Это значит, что соответствующее кратчайшее расстояние между вершинами уже определено. Тогда количество сложений и сравнений в алгоритме Дейкстры можно сократить (табл. 3).

Таблица 3

	1	2	3
$u=$ a	$u=$ a	$u=$ b	$u=f$ r=
b	a, 1		
c	a, ∞	b, 2	
d	a, ∞	b, 2	
e	a, ∞	a, ∞	f, 2
f	a, 1	a, 1	

Следует заметить, что кратчайшие маршруты из вершин a, c, e и деревья кратчайших путей будут идентичными.

Подзадача 2. Для графа, представленного на рис. 1, а, необходимо найти кратчайшие расстояния и указать все кратчайшие пути от вершины b до всех остальных его вершин.

В процессе реализации алгоритма Дейкстры заполняется таблица, количество строк и столбцов которой определяется мощностью множества вершин графа, т.е. 6x6. В заголовках строк таблицы указываются

вершины, до которых предстоит найти кратчайшее расстояние (табл. 4). Тут сразу рассматривается модифицированная таблица.

Таблица 4

	1	2
$u=$ b	$u=f$ r=1	
a	b, 1	b, 1
c	b, 1	b, 1
d	b, 1	b, 1
e	b, ∞	f, 2
f	b, 1	

В табл. 4 представлены вычисления с учетом модификации алгоритма Дейкстры. Здесь видно, что на начальном этапе после расстановки меток в первом столбце оказываются определены кратчайшие расстояния от вершины b до остальных вершин графа, за исключением вершины e. Они равны длине ребра 1, а сами кратчайшие цепи совпадают с ребрами, которые соединяют вершину b с вершинами a, c, d, f. Остается определить кратчайшее расстояние и цепь от b до f. Для этого продолжаем выполнение алгоритма поэтапно – из всех конечных числовых меток в первом столбце выбираем наименьшую. Поскольку все они равны 1, выбирается любая. Выбор вершин d или f позволит завершить поиск еще за один проход.

Данные для всех кратчайших цепей представлены в табл. 5.

Таблица 5

Цепь	Длина
$b \downarrow \rightarrow a$	$r(b, a) = 1$
$b \downarrow \rightarrow c$	$r(b, c) = 1$
$b \downarrow \rightarrow d$	$r(b, d) = 1$
$b \downarrow \rightarrow d \downarrow \rightarrow e$	$r(b, e) = 1 + 1 = 2$
$b \downarrow \rightarrow f$	$r(b, f) = 1$

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

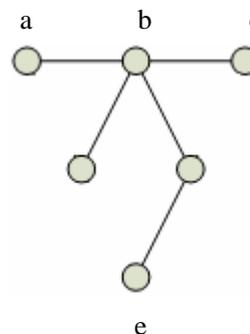


Рис. 3. Граф кратчайших цепей из вершины b

Следует заметить, что кратчайшие цепи из вершин b, d, f и деревья кратчайших путей будут идентичными.

Матрица кратчайших расстояний между всеми парами вершин графа G_1 представлен ниже:

	a	b	c	d	e	f	
a	.	1	2	2	2	1	
b	1	.	1	1	2	1	
Dist ₁ = c	2	1	.	1	2	2	
d	2	1	1	.	1	1	(2)
e	2	2	2	1	.	1	
f	1	1	2	1	1	.	

4. Описание модифицированного алгоритма Дейкстры

Каждой вершине из множества вершин V ставится в соответствие метка, которая определяет минимальное известное расстояние от этой вершины до начальной вершины a . Алгоритм выполняется пошагово. На каждом шаге он «посещает» одну вершину и пытается уменьшать метки. Реализация алгоритма завершается, когда все вершины посещены.

Инициализация. Метка самой вершины a полагается равной 0, остальным вершинам присваивается временная метка – бесконечность. Это означает, что расстояния от a до других вершин пока неизвестны. Все вершины графа помечаются как непосещенные.

Шаг алгоритма. Если все вершины посещены, алгоритм завершает работу. В противном случае, из еще не посещенных вершин выбирается вершина u с минимальной меткой. При этом рассматриваются все возможные маршруты, где u является предпоследним пунктом. Вершины, в которые ведут ребра из u , называются соседними по отношению к u . Для каждого соседа вершины u , кроме отмеченных как посещенные, рассматривается новая длина пути, равная сумме значений текущей метки вершины u и длины ребра, соединяющего u с этим соседом.

В традиционном алгоритме Дейкстры далее учитывается такой шаг: если полученное значение длины меньше значения метки соседа, то она заменяется полученным значением длины.

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 не изменяются, т.е. уменьшаться уже не могут. Соответствующие расстояния являются числами натурального ряда. По этой причине сравнение целесообразно проводить только в целых 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 s с вершиной, имеющей бесконечную метку, то в качестве очередного пункта выбирается постоянно помеченная вершина с минимальной мет-

кой 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.

После рассмотрения всех соседей вершина u помечается как посещенная и шаг алгоритма повторяется.

LABEL – массив для хранения текущих меток вершин. **PERM** – массив для указания постоянно помеченных вершин (вершины становятся постоянно помеченными, когда они оказываются равными u_i для какого-либо i). Если $PERM(v)=1$, то v – постоянно помеченная вершина и ее метка равна $d(s,v)$. В начале $PERM(s)=1$ и $PERM(v)=0$ при $v \neq s$. **PRED** – массив указателей на вершины, из которых осуществлен переход в вершину s с постоянной меткой. Если вершина v помечена постоянной меткой, то последовательность $v, PRED(v), PRED(PRED(v)), \dots, s$ – вершины, составляющие кратчайший ориентированный путь из s в v .

1. Начало. Положить $LABEL(s)=0, PERM(s)=1, PRED(s)=s$; “ $v \neq s$ положить $LABEL(v)=\infty, PERM(v)=0, PRED(v)=v$ ”.

2. Пусть $i=0, u=s$ (u – последняя из вершин с неизменной меткой. Теперь это вершина s).

3. Вычисление **LABEL** и изменение элементов массива **PRED**. Положить $i=i+1$.

Выполнить для каждой вершины v с бесконечной меткой следующие действия (в традиционном алгоритме Дейкстры этот пункт выполнялся для всех вершин v , кроме вершин с неизменной меткой, а в модифицированном алгоритме он применяется только к вершинам с временными метками $LABEL(v)=\infty$, поскольку остальные метки модифицироваться не будут):

3.1. Положить $M=\min\{LABEL(v), LABEL(u)+w(u,v)\}$, где $w(u,v)=1$ – длина ребра, соединяющего вершины u и v , если такое существует, иначе (т.е. когда не существует ребра (u,v)) – в качестве постоянно помеченной выбирается вершина с минимальной конечной числовой меткой, а если таких несколько, то выбирается одна из них);

3.2. Если $M < LABEL(v)$, то положить $LABEL(v)=M, PRED(v)=u$.

4. Выделение вершины u_i . Среди всех вершин, которые не помечены неизменной меткой, найти вершину w с наименьшей меткой (если таких вершин несколько, то выбор можно сделать произвольно). Положить $PERM(w)=1, u_i=w$ (является последней вершиной с неизменной меткой).

5. Если $i < n-1$, то возврат к шагу 3, иначе – конец (все кратчайшие пути найдены).

Метки вершин представляют собой длины кратчайших путей; $v, PRED(v), PRED(PRED(v)), \dots, s$ – есть вершины кратчайшего ориентированного s - t пути.

5. Заключение

Научная новизна. Приведены критерии оценивания качества топологических соединений компонентов цифровой системы, которые ориентированы на оценивание проектов спозиции оперативной и стратегической минимизации маршрутов соединений двух вершин, что дает возможность модифицировать структуры путем введения дополнительных затрат на отдельные соединения в соответствующем графе в целях повышения быстродействия всей системы. Приведена модификация алгоритма Дейкстры для неориентированных взвешенных графов с единичной длиной ребра, что позволяет сократить количество сложений и сравнений за счет исключения из этого процесса уже найденных на предыдущем этапе конечных числовых меток, которые в дальнейшем не могут уменьшаться, а остаются константами, но возможности преобразования только бесконечных меток соседа в конечные числовые метки.

Практическая значимость. Рыночная привлекательность анализа эффективности топологии соединения компонентов в структурах актуальна не только для цифровых систем, сетей, телекоммуникаций, но и для инфраструктуры городов в условиях существования транспортных заторов. Направления дальнейших научных исследований в данной области связаны с решением следующих задач: создание аналитических моделей оценки эффективности использования инфраструктуры встроенного ремонта для сервисного обслуживания комбинационных цифровых систем с различным уровнем сложности примитивов и структур.

Литература: 1. *Reliability of Technical Systems* / Ed. I.A.Ushakova. Moscow, 1985. 512 (in Russian). 2. *Hahanov V.I., Litvinova E.I., Chumachenko S.V., Guz O.O.* Logical associative computer // J. Electronic simulation. 2011. № 1. С. 73-90 (in Russian). 3. *Hahanov V., Wajeb Gharibi, Litvinova E., Chumachenko S.* Information analysis infrastructure for diagnosis. Information. An international interdisciplinary journal. Japan. 2011. Vol. 14. No 7. P. 2419-2433. 4. *Hahanov V.I. and others.* Infrastructure of intellectual property for SoC simulation and diagnosis service. Springer, Germany, 2011. P. 289-330. 5. *Dijkstra E. W.* A note on two problems in connexion with graphs // Numerische Mathematik. 1959. Vol. 1. P. 269-

271. 6. *Stern T.H, Leiserson Charles I., Rivest R.L, Stein C.* Algorithms: The Design and Analysis = Introduction to Algorithms. M. Williams, 2006. 1296 p/ (in Russian). 7. *Anany V. Levitin.* Introduction to The Design and Analysis of Algorithms. Villanova University. 2003. 576 p. 8. *Kuznetsov N.A., Fetisov V.N.* Dijkstra's algorithm with improved robustness to control the routing of IP-based networks // Automation and Remote Control. 2008. № 2. С. 80–85 (in Russian). 9. *Thomas T.* OSPF Network Design Solutions. Cisco Press, 2004. 816 p.

Поступила в редколлегию 02.09.2012

Рецензент: д-р техн. наук, проф. Литвинова Е.И.

Хаханов Владимир Иванович, декан факультета КИУ, д-р техн. наук, профессор кафедры АПВТ ХНУРЭ. Научные интересы: техническая диагностика цифровых систем, сетей и программных продуктов. Увлечения: баскетбол, футбол, горные лыжи. Адрес: Украина, 61166, Харьков, пр. Ленина, 14, тел. 70-21-326. E-mail: hahanov@kture.kharkov.ua.

Чумаченко Светлана Викторовна, д-р техн. наук, профессор кафедры АПВТ ХНУРЭ. Научные интересы: математическое моделирование, теория рядов, методы дискретной оптимизации. Увлечения: путешествия, любительское фото. Адрес: Украина, 61166, Харьков, пр. Ленина, 14, тел. 70-21-326. E-mail: ri@kture.kharkov.ua.

Мурад Али Аббас (MURAD ALIABBAS), аспирант кафедры АПВТ ХНУРЭ. Научные интересы: техническая диагностика цифровых систем и сетей. Адрес: Украина, 61166, Харьков, пр. Ленина, 14, тел. 70-21-326.

Горобец Александр Александрович, аспирант кафедры АПВТ ХНУРЭ. Научные интересы: мозгоподобные вычисления, облачные вычисления и социальные сети. Адрес: Украина, 61166, Харьков, пр. Ленина, 14, e-mail: gorobetsu@gmail.com.

Скоробогатый Михаил Владимирович, студент факультета КИУ ХНУРЭ. Научные интересы: техническая диагностика цифровых систем и сетей, программирование мобильных платформ. Адрес: Украина, 61166, Харьков, пр. Ленина, 14, тел. 70-21-326.

Белоус Василий Витальевич, студент факультета КИУ ХНУРЭ. Научные интересы: техническая диагностика цифровых систем и сетей, программирование мобильных платформ. Адрес: Украина, 61166, Харьков, пр. Ленина, 14, тел. 70-21-326.

АННОТАЦИИ

МОДЕЛИ АНАЛИЗА ЭФФЕКТИВНОСТИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СТРУКТУР

ХАХАНОВ В.И., ЧУМАЧЕНКО С.В., MURAD ALI ABBAS, ГОРОБЕЦ А.А., СКОРОБОГАТЫЙ М.В., БЕЛОУС В.В.

Рассматриваются методы оценивания вычислительных структур и поиска кратчайших путей между парой вершин. Разрабатывается критерий оценивания эффективности вычислительных структур на основе использования графовой модели функциональных блоков цифровых систем на кристаллах. Предлагается модифицированный алгоритм Дейкстры для определения средней стоимости межсоединений вычислительной архитектуры для каждой пары вершин графа. Выполняется верификация критерия при оценивании эффективности различных топологий вычислительных структур.

ABSTRACTS

UDC 681.324:519.613

Model analysis of the effectiveness of computational structures / V.I.Hahanov, S.V.Chumachenko, Murad Ali Abbas, O.O.Gorobets, M.V.Skorobogaty, V.V. Belous // Radioelektronika i informatika. 2012. №3. P.66-71.

Methods for estimating computational structures and search of the shortest paths between a pair of vertices. Developed criteria for assessing the effectiveness of computational structures using graph model of functional blocks of digital systems on a chip. The modified Dijkstra's algorithm to determine the average cost of interconnecting computing architecture for each pair of vertices. Verification of the criteria in evaluating the effectiveness of different topologies of computational structures.

Tab. 5. Fig. 3. Ref.: 9 items.

РЕФЕРАТИ

УДК 681.324:519.613

Моделі аналізу ефективності обчислювальних структур/ В.І.Хаханов, С.В.Чумаченко, Murad Ali Abbas, О.О.Горобець, М.В.Скоробогатий, В.В.Білоус // *Радіоелектроніка та інформатика*. 2012. № 3. С. 66-71.

Розглянуто методи оцінювання обчислювальних структур і пошуку найкоротших шляхів між парою вершин. Розроблено критерій оцінювання ефективності обчислювальних структур на основі використання графової моделі функціональних блоків цифрових систем на кристалах. Запропоновано модифікований алгоритм Дейкстри для визначення середньої вартості міжз'єднань обчислювальної архітектури для кожної пари вершин графа. Виконано верифікацію критерію при оцінюванні ефективності різних топологій обчислювальних структур.

Табл. 5. Іл. 3. Бібліогр.: 9 назв.