

ИНФОРМАТИКА, ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА И УПРАВЛЕНИЕ

УДК 519.2:004.421.5:004.7

В. Н. ЗАДОРОВЫЙ
Е. Б. ЮДИН

Омский государственный
технический университет,
г. Омск

Институт математики
им. С. Л. Соболева СО РАН,
г. Омск

О НЕОДНОРОДНОЙ СТРУКТУРЕ СОЦИАЛЬНЫХ СЕТЕЙ

Разрабатываются методы калибровки неоднородных случайных графов для моделирования социальных сетей. Графы калибруются по распределениям степеней связности вершин и ребер. Математическую основу методов составляют теория случайных графов с нелинейным правилом предпочтительного связывания и теория случайных графов Эрдеша–Реньи.

Ключевые слова: случайные графы, распределения степеней связности вершин и ребер (дуг), нелинейное правило предпочтительного связывания.

Исследование выполнено при финансовой поддержке РФФИ в рамках научного проекта № 16-31-60023 мол_а_дк.

1. Введение. Математическая основа науки о сетях — теория случайных графов — в последние два десятилетия обогатилась развитым математическим аппаратом, обеспечивающим возможность построения и исследования разнообразных графовых моделей реальных растущих сетей. Теория [1, 2] случайных графов с нелинейным правилом предпочтительного связывания (НППС) отличается широкими возможностями калибровки графовых моделей по статистическим данным о моделируемых сетях. Тем самым теория графов с НППС позволяет формировать адекватные модели широкого класса сетей и использовать эти модели для прогнозирования хода развития исследуемых сетей и/или для разработки эффективных стратегий управления сетевыми проектами.

Граф с НППС выращивается из небольшого графа-затравки путем добавления к графу в моменты $t = t_1, t_2, \dots$ очередного *приращения графа* — новой вершины со случайным числом x исходящих из нее дуг. Концы дуг приращения связываются со случайно выбираемыми вершинами графа. Вероятность p_i того, что дуга выберет для связи вершину i , пропорциональна весу f этой вершины, определяемому через ее степень связности k_i :

$$p_i = \frac{f(k_i)}{\sum_{j=1}^N f(k_j)}, \quad (1)$$

где N — число вершин графа.

При неограниченном добавлении приращений формируется бесконечный граф. Таким образом, случайный граф с НППС задается двумя параметрами — распределением $\{r_k\} = \{r_g, \dots, r_h\}$ вероятностей случайной величины x (числа дуг у приращения) и весовой функцией $f(k) \geq 0$. При этом $f(k) > 0$ тогда и только тогда, когда $g \leq k \leq M$ (где $g \geq 0, M \leq \infty$). Функция $f(k)$ может задаваться в виде индексированной переменной f_k или в виде последовательности весов $\{f_k\}$.

В статье выявляется неоднородность структуры социальных сетей и разрабатываются учитывающие эту неоднородность методы комплексной калибровки случайных графов с НППС: графы калибруются одновременно по распределениям степеней связности (РСС) вершин и ребер.

2. Теория. Распределения степеней вершин. При заданном распределении $\{r_k\}$ числа x дуг в приращениях графа и заданных весах $\{f_k\}$ стационарное (при $t \rightarrow \infty$) РСС вершин графа определяется найденной в [1] рекуррентной формулой:

$$Q_k = \frac{r_k \langle f \rangle + m f_{k-1} Q_{k-1}}{\langle f \rangle + m f_k}, \quad k = g, g+1, g+2, \dots \quad (2)$$

где Q_k — вероятность того, что случайно выбранная вершина бесконечного графа будет иметь степень связности k ; $m = \sum_k (k r_k)$ — среднее число дуг в приращении, а значение $\langle f \rangle$ среднего веса вершины рассчитывается численно путем решения системы уравнений (2) с добавленным к ней уравнением

$$\langle f \rangle = \sum_{k=g}^M f_k Q_k. \quad (3)$$

В качестве проверочного равенства используется вытекающее из построения графа равенство средней степени $\langle k \rangle$ удвоенной средней степени приращения:

$$\langle k \rangle = \sum_{k=g}^{M+1} k Q_k = 2m. \quad (4)$$

В [1] описана простая процедура быстрого численного решения системы (3), (4) в электронных таблицах (например, в Excel).

Распределения степеней дуг / ребер. Задача расчета РСС дуг / ребер для графов с НППС в общем виде впервые решена в [3]. При заданных $\{r_k\}$ и $\{f_k\}$ выращивается граф со стационарным распределением вероятностей дуг, определяемым рекуррентной формулой

$$Q_{l,k} = \frac{f_{k-1} (l r_l Q_{k-1} + m^2 Q_{l,k-1}) + f_{l-1} m^2 Q_{l-1,k}}{m (\langle f \rangle + m f_k + m f_l)}, \quad (5)$$

$$l, k = g, g+1, g+2, \dots,$$

где $Q_{l,k}$ — вероятность того, что случайно выбранная дуга исходит из вершины со степенью l и заходит в вершину со степенью k . Матрица $\mathbf{Q} = \parallel Q_{l,k} \parallel$ рассчитывается по формуле (5) построчно. Вероятности Q_k определены выше.

Если граф с НППС используется для моделирования сетей с неориентированными связями, то дуги в нем заменяются ребрами. Обозначая через $\theta_{l,k}$ стационарную вероятность того, что случайно выбранный конец случайно выбранного

ребра инцидентен вершине со степенью l , а другой конец ребра — вершине со степенью k , находим $\theta_{l,k} = (Q_{l,k} + Q_{k,l})/2$. Следовательно, матрица $\Theta = \parallel \theta_{l,k} \parallel$ РСС ребер графа может быть рассчитана по матрице $\mathbf{Q} = \parallel Q_{l,k} \parallel$ РСС дуг путем преобразования:

$$\Theta = \frac{1}{2} (\mathbf{Q} + \mathbf{Q}^T), \quad (6)$$

где T — символ транспонирования матрицы.

Задача комплексной калибровки графов с НППС. Постановка задачи: по заданному РСС $\{Q_k\}$ вершин моделируемой сети (возможно, сглаженному) и известному эмпирическому РСС $\hat{\Theta} = \parallel \hat{\theta}_{l,k} \parallel$ ее ребер требуется найти вероятности $\{r_k\}$ и веса $\{f_k\}$, которые порождают граф с заданным РСС вершин $\{Q_k\}$ и доставляют минимум отклонения РСС Θ степеней ребер графа от заданного РСС $\hat{\Theta}$:

$$r(\Theta, \hat{\Theta}) = \left(\sum_{l,k=g}^u (\theta_{l,k} - \hat{\theta}_{l,k})^2 \right)^{1/2} \rightarrow \min. \quad (7)$$

Параметр $u > g$ выбирается по графику РСС ребер моделируемой сети так, чтобы двумерный интервал $[g, u]^2$ охватил область характерных значений $\theta_{l,k}$. Варьируемыми параметрами в задаче (7) являются вероятности $\{r_k\} = r_g, \dots, r_h$ и последовательность весов $\{f_k\}$. В отличие от способа решения этой задачи, предложенного в [4], здесь мы не обязательно будем использовать веса $\{f_k\}$, обеспечивающие точную реализацию заданного РСС вершин $\{Q_k\}$. Если требуемые РСС $\{Q_k\}$ и $\hat{\Theta}$ можно реализовать приближенно при естественных весах $f_k = k$, то именно такие веса будем считать решением задачи. И если при этом удастся найти подходящее простое определение вероятностей $\{r_k\}$, то такие $\{r_k\}$ мы предпочтем оптимальным в смысле задачи (7) вероятностям.

3. Особенности структуры социальных сетей.

В статье [4] продемонстрирована комплексная калибровка растущего случайного графа, моделирующего сеть автономных систем (АС), состоящую из 22 963 узлов и 48 436 связей между ними. Качество комплексной калибровки графа, выполненной по данным о сети АС, иллюстрируется графиками на рис. 1. По горизонтальным осям на графиках РСС ребер отложены значения l и k , по вертикальной оси — вероятности $\theta_{l,k}$ того, что случайно выбранное ребро графа инцидентно вершинам со степенями l и k ($\theta_{l,k} = \theta_{k,l}$ при любых l, k). Если речь идет о моделируемой сети, то вместо слов *вершина* и *ребро* используются слова *узел* и *связь*. Сравнение последних двух графиков на рис. 1 показывает, что при моделировании сети АС алгоритм комплексной калибровки, предложенный в [4], привел к качественному результату. Это свидетельствует о том, что механизм роста сети АС хорошо описывается правилом (1).

Однако при моделировании *социальных сетей* выясняется, что применение этого алгоритма комплексной калибровки не приводит к столь же хорошим результатам, как при моделировании технической сети АС.

Рассмотрим, например, результат (рис. 2) применения алгоритма при моделировании социальной сети Brightkite по данным [5] о ее топологии. Сеть Brightkite на момент сбора этих данных содержала 58 228 узлов и 214 078 связей. Несходство формы

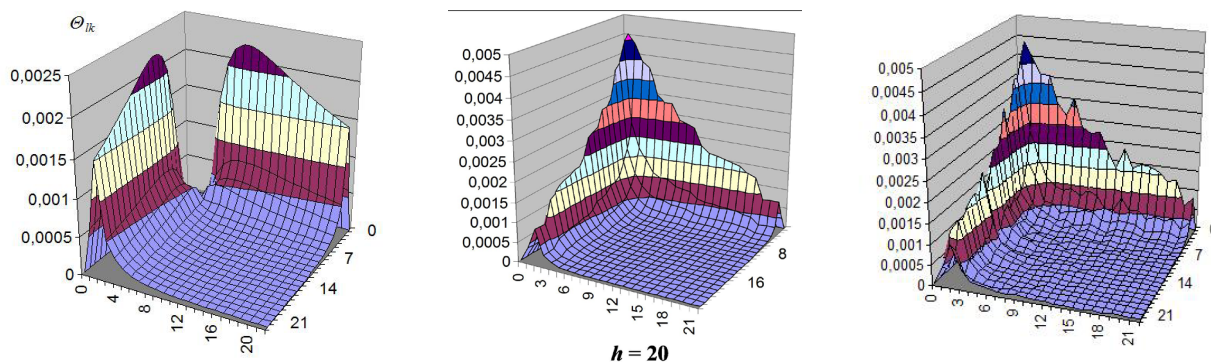


Рис. 1. РСС ребер случайного графа с НППС (слева — после калибровки по РСС вершин, в центре — после комплексной калибровки) и РСС связей между узлами сети АС (справа)

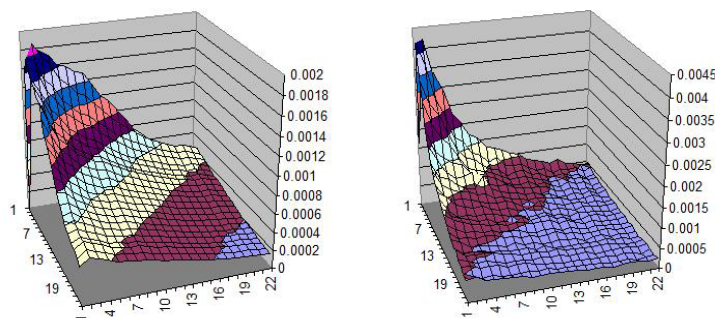


Рис. 2. РСС ребер графа, калиброванного методами [4], (слева) и РСС связей в сети Brightkite

двух графиков на рис. 2 еще может быть сочтено терпимым. Но диапазон вероятностей $\theta_{l,k}$ (отложенных по вертикали) у РСС ребер графа оказался в два с лишним раза более узким, чем у РСС связей сети Brightkite. Это не позволяет признать полученную калибровку приемлемой.

В ходе дальнейших исследований возникла гипотеза, что сеть Brightkite скомпонована из двух сетей с разной структурой и ее, соответственно, следует моделировать композицией (объединением) двух графов с НППС (двух компонент), изолированных или слабо друг с другом связанных. Такие компоненты естественно называть компонентами с автономной структурой. Мы исследовали различные предположения о двух основных компонентах сети Brightkite. Значительное сближение РСС ребер графа с РСС связей в сети получено при соединении следующих двух компонент. Первая компонента фиксирована — это дерево Барабаши–Альберт, представляющее собой частный случай графа с НППС, определяемый параметрами $m = g = 1$ (т.е. $r_1 = 1$) и $f_k = k$ ($k = 1, 2, \dots$). Вторая компонента — это граф-комплемент с НППС, композиция которого с деревом минимизирует целевую функцию (7). Пусть композиция содержит N вершин, а входящие в нее дерево и граф-комплемент — $N_1 = \rho N$ и $N_2 = (1 - \rho)N$ вершин соответственно ($0 < \rho < 1$). Легко видеть, что РСС $\{Q_k\}$ вершин графа-композиции является смесью РСС вершин компонент:

$$Q_k = \rho Q'_k + (1 - \rho) Q''_k, \quad k = 1, 2, \dots, \quad (8)$$

где Q'_k, Q''_k — вероятности степени k у вершин первой и второй компонент соответственно. В (8) вероятности Q'_k для дерева определяются расчетом по формуле (3), а вероятности Q_k заданы (это

сглаженное РСС вершин сети Brightkite). Поэтому при известном ρ формула (8) однозначно определяет вероятности Q''_k степеней k для вершин графа-комплеента. Соответственно, параметры m, m' и m'' этих графов связаны формулой $m = \rho m' + (1 - \rho)m''$, где $m = 3,6765$ (как в реальной сети), $m' = 1$ (для дерева БА). Отсюда при заданном ρ находим $m'' = (m - \rho m') / (1 - \rho) = (m - \rho) / (1 - \rho)$.

Аналогично РСС $\{\theta_{l,k}\}$ ребер двухкомпонентного графа является смесью РСС ребер его компонент:

$$\theta_{l,k} = \gamma \theta'_{l,k} + (1 - \gamma) \theta''_{l,k}, \quad l, k = 1, 2, \dots, \quad (9)$$

где γ — доля ребер дерева в числе ребер всего графа:

$$\gamma = m' \rho N / m N = m' \rho / m = \rho / m. \quad (10)$$

При заданном ρ задача (7) решается варьированием параметров только графа-комплеента. После этого уточняется ρ и снова решается задача (7). За две таких итерации величина ρ определена равной приблизительно 0,225. Полученное распределение $\{r_k\}$ у второй компоненты содержит вероятности $\{r_1, \dots, r_{40}\}$, доставляющие минимум целевой функции (7). Весовая функция второй компоненты линейна: $f_k = k$ ($k = 1, 2, \dots$); это делает модель в целом более естественной. На рис. 3 показан график РСС ребер графа, объединяющего две описанные компоненты с автономной структурой.

По форме этот график расчетного РСС ребер практически совпадает с графиком РСС связей (см. рис. 2 справа) в сети Brightkite (график «зашумлен» статистическими погрешностями). Более точного совпадения диапазонов на вертикальных осях сравнимых графиков легко добиться небольшим

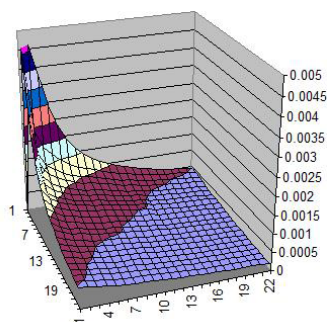


Рис. 3. Расчетное PCC ребер калиброванного двухкомпонентного графа

уменьшением параметра ρ , повышающим также и сходство форм графиков.

Во всех рассмотренных примерах PCC вершин калиброванных графов совпадает с PCC узлов моделируемых сетей, и правильность расчетов подтверждена имитационным моделированием (ИМ) графов.

Резкое повышение точности графовой модели в результате ее «сборки» из двух разных графов с НППС позволяет предположить, что моделируемая сеть Brightkite также является композицией сетей с автономными структурами.

Далее в статье рассматривается геосоциальная («геоконтактная», «геолокационная») сеть Gowalla. При комплексной калибровке графа для моделирования этой сети также выявляется ряд специфических особенностей ее структуры, которые не удается объяснить, считая эту структуру однородной.

4. Гипотеза о неоднородности сети Gowalla. Данные об узлах сети Gowalla и связях между ними, собранные за период с февраля 2009 года по октябрь 2010, опубликованы в [6]. По этим данным нами рассчитаны PCC $\{Q_k\}$ узлов сети и PCC Θ связей между ними (рис. 4).

На этом рисунке (справа) показано также PCC ребер графа с НППС, калиброванного предложенным в [4] методом, который обеспечивает точную реализацию заданного PCC вершин и использует нелинейные веса. Это наилучший результат комплексной калибровки, достигаемый применением данного метода.

Как и в случае с моделированием сети Brightkite, подход к сети Gowalla как к однородной структуре не привел к удовлетворительной калибровке. И, соответственно, возникает предположение, что сеть Gowalla тоже является композицией сетей с автономными структурами.

5. Неожиданные проблемы и неожиданные решения. Попытки получить PCC ребер графа, соответствующее PCC связей в сети Gowalla, путем объединения двух графов с НППС с автономной структурой (по аналогии с моделированием сети Brightkite) не привели к успеху. В результате такой калибровки всегда получаются графики PCC ребер, имеющие плоские или вогнутые скаты поверхности графика и/или явно неподходящие диапазоны значений $\Theta_{l,k}$ на вертикальной оси координат (как и на последнем графике на рис. 4). Эта проблема (первая) оказалась весьма неожиданной.

Выпуклый скат поверхности у графика PCC ребер графа (см. первые два изображения на рис. 4) может быть получен в том случае, если одна из компонент графа будет графом Эрдеша–Реньи (графом ЭР) [7], т.е. «классическим» случайным графом. Но обязательно должна присутствовать и компонента, представляющая собой граф с НППС с линейными весами f_k — она обеспечит должное медленное (по степенному закону) убывание вероятностей $Q_{l,k}$ с ростом l и k , наблюдаемое в сети Gowalla.

И еще две неожиданные проблемы возникли при поиске таких компонент (графа ЭР и графа с НППС с линейными весами), композиция которых позволила бы получить PCC ребер, близкое к PCC связей в сети Gowalla. Одна из этих проблем состоит в том, что, хотя ЭР-компонента и позволяет получить весьма близкое сходство форм графиков сравниваемых PCC, она все же формирует слишком крутой скат поверхности на графике PCC ребер (намного более крутой, чем требуется). Компенсировать это подбором подходящей второй компоненты (графа с НППС) не удается. Другая проблема заключается в невозможности получения при калибровке острого пика у поверхности графика PCC ребер (см. последний график на рис. 4).

Нетрудно догадаться, сравнивая пуассоновское PCC вершин в графе ЭР с нормальным распределением, что для получения более пологого ската у поверхности графика PCC ребер следует увеличить дисперсию PCC вершин. Однако сделать это требуется без изменения математического ожидания (м.о.) PCC. А это невозможно, поскольку у пуассоновского распределения м.о. равно дисперсии. Для решения этой проблемы нами введено понятие автокоррелированного ЭР-графа (АЭР-графа), при построении которого между случайными связываниями пар вершин вводится положительная корреляция.

Использование АЭР-графа в качестве компоненты решило одновременно все три проблемы — поверхность графика PCC ребер получилась при

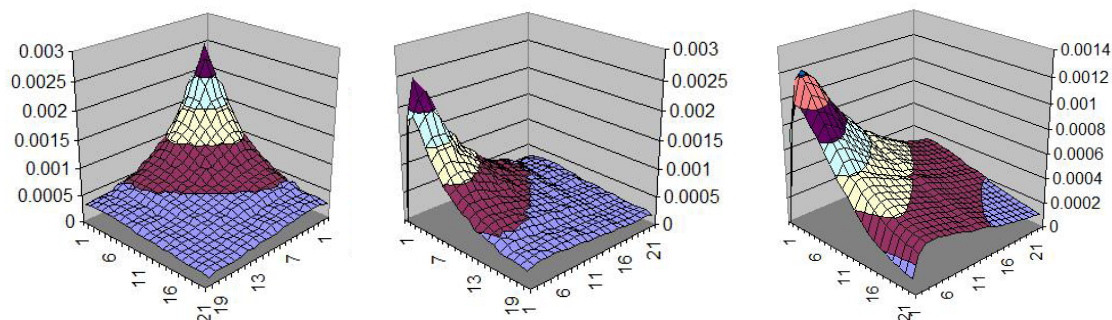


Рис. 4. Слева и в центре — PCC связей в сети Gowalla (два ракурса трехмерного графика), справа — наилучший результат калибровки однородного графа с НППС

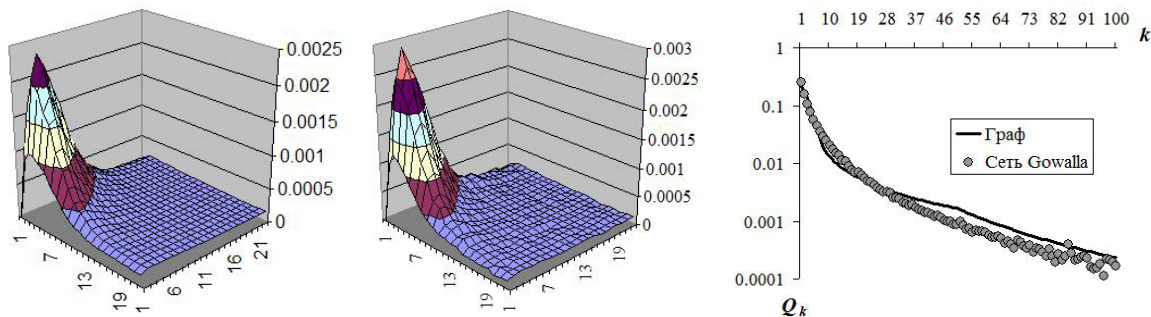


Рис. 5. Слева расчетное РСС ребер калиброванного двухкомпонентного графа, в центре — РСС ребер калиброванного графа, полученное путем ИМ, справа сравниваются РСС вершин графа и РСС узлов сети

калибровке выпуклой, ее скат — более пологим, пик поверхности получился острым.

6. Описание калиброванного графа. Граф на N вершинах, калиброванный по данным о сети Gowalla, состоит из двух компонент. Первая компонента представляет собой АЭР-граф на $N_1 = \rho N$ вершинах, где $\rho \approx 0,35$. Вторая компонента — это граф с НППС на $N_2 = (1 - \rho)N$ вершинах. Если возьмем $N = 100\,000$, то получим $N_1 = 35\,000$, $N_2 = 65\,000$.

АЭР-компонента строится следующим образом. Берется N_1 изолированных вершин. От вершины $i = 1$ проводится ребро к вершине $j = i + 1$ (затем к вершине $j = i + 2$, $j = i + 3$, ..., $j = N_1$) с вероятностью $p = (p_a + z_{j-1})/2$, где $p_a = a/(N_1 - 1)$; $a = 2,75$ — средняя степень вершины. Случайная величина $z_{j-1} = 0$, если к вершине $j - 1$ ребро не проведено, и $z_{j-1} = 1$, если к вершине $j - 1$ ребро проведено. Далее аналогично разыгрываются ребра, связывающие вершину $i = 2$ (вершину $i = 3, 4, \dots, N_1 - 1$) с вершинами $j = i + 1, i + 2, \dots, N_1$. После того как граф выращен, из него удаляются все изолированные вершины и изолированные пары вершин, соединенных одним ребром.

Вторая компонента — граф с НППС — выражается при линейных весах $f_k = k$ и простом ограниченном степенном распределении $\{r_k\}$, определяемом формулой $r_k \approx 0,3004(k - 0,1259)^{-1,2562}$, $k = 1, \dots, 50$.

График расчетного РСС ребер описанного двухкомпонентного графа показан на рис. 5 слева (удаление изолированных пар связанных вершин при расчете не учитывалось). В центре приведено РСС ребер графа, выращенного путем ИМ. Сравнивая эти графики РСС ребер графа с графиком РСС связей в сети Gowalla (см. рис. 4 в центре) и учитывая ручную подбор параметров компонент калиброванного графа, приходим к заключению, что этот граф удовлетворительно воспроизводит структуру сети Gowalla. Последний график на рис. 5 показывает, что РСС $\{Q_k\}$ вершин калиброванного графа удовлетворительно описывает РСС узлов сети.

Качество этого полученного «вручную» результата калибровки свидетельствует о возможности значительного ее уточнения путем постановки и решения соответствующим образом сформулированной экстремальной задачи. Отсутствие «искусственных» технического характера настроек (сложных нелинейных весов и «оптимизированных» наборов $\{r_k\}$), необъяснимых логикой реальных механизмов формирования сети, позволяет предположить, что моделируемая сеть Gowalla действительно состоит из ответствующих подсетей с автономной структурой.

Заметим еще, что естественным представляется и предположение о корреляции успехов при разыгрывании ребер в АЭР-компоненте калиброванного графа, поскольку оно согласуется с применявшимися в сети Gowalla методами стимулирования активности пользователей [8, 9].

7. Заключение. Полученные в исследовании результаты свидетельствуют о неоднородности структуры некоторых социальных сетей.

Социальная сеть Brightkite может быть представлена в виде композиции (объединения) двух крупных компонент с автономными структурами. Обе компоненты хорошо описываются графами предпочтительного связывания.

Геосоциальную сеть Gowalla можно рассматривать как композицию автокоррелированной случайной сети Эрдеша–Реньи и сети, описываемой графом предпочтительного связывания. Соответствующая модификация графа Эрдеша–Реньи — автокоррелированный ЭР-граф, введенный в статье, учитывает автокоррелированное поведение устанавливающих связи пользователей сети, поведение, на которое влияет память о предыдущих успехах и неудачах.

На практике построение хорошо калиброванных графовых моделей сетей и компьютерные эксперименты с этими моделями должны помочь разработчикам (владельцам) сетей правильно прогнозировать их развитие и выбирать эффективные стратегии управления сетевыми проектами. История [9] создания сети Gowalla, неожиданного ее проигрыша конкурирующим сетям и последующей вынужденной продажи владельцам сети Facebook наглядно характеризует актуальность такого моделирования сетей.

Библиографический список

1. Задорожный В. Н. Случайные графы с нелинейным правилом предпочтительного связывания // Проблемы управления. 2010. № 6. С. 2–11.
2. Zadorozhnyi V. N., Yudin E. B. Growing network: models following nonlinear preferential attachment rule // Physica A: Statistical Mechanics and its Applications. 2015. Vol. 428. P. 111–132. DOI: 10.1016/j.physa.2015.01.052.
3. Задорожный В. Н. Растущие сети: динамика распределения степеней связности смежных узлов // Омский научный вестник. Сер. Приборы, машины и технологии. 2016. № 2 (146). С. 81–86.
4. Задорожный В. Н., Юдин Е. Б. Калибровка случайных графов предпочтительного связывания по распределением степеней вершин и ребер // Омский научный вестник. Сер. Приборы, машины и технологии. 2017. № 1 (151). С. 114–119.

5. Leskovec J. Brightkite. Dataset information. 2011. URL: <http://snap.stanford.edu/data/loc-brightkite.html> (дата обращения: 19.02.2017).
6. Leskovec J. Gowalla. Dataset information. 2010. URL: <http://snap.stanford.edu/data/loc-gowalla.html> (дата обращения: 19.02.2017).
7. Erdos P., Renyi A. On the evolution of random graphs // Publications of the Mathematical Institute of the Hungarian Academy of Sciences 5 (1960). P 17–61.
8. Финберг А. Геоциальные сети: Foursquare; Altergeo; Gowalla (презентация). URL: <http://keepslide.com/business/2655> (дата обращения: 19.02.2017).
9. Хохлова Д. Смерть стартапа: «Как я выпустил аналог Foursquare в день его запуска». 2015. URL: <https://vc.ru/p/gowalla> (дата обращения: 19.02.2017).

ЗАДОРЖНЫЙ Владимир Николаевич, доктор технических наук, доцент (Россия), профессор кафедры «Автоматизированные системы обработки информации и управления» Омского государственного технического университета.

Адрес для переписки: zwn2015@yandex.ru

ЮДИН Евгений Борисович, кандидат технических наук, старший научный сотрудник Института математики им. С. Л. Соболева СО РАН, Омский филиал.

Адрес для переписки: udinev@asoiu.com

Статья поступила в редакцию 20.02.2017 г.

© В. Н. Задоржный, Е. Б. Юдин

Книжная полка

Батенькина, О. В. Технологии визуализации результатов профессиональной деятельности в области информационных систем : моногр. / О. В. Батенькина, О. Н. Ткаченко. – М. : Магистр, 2016. – 113 с.

Монография посвящена исследованию методов визуализации на всех этапах профессиональной деятельности специалистов в области информационных систем и технологий. Рассмотрены сферы и направления использования визуализации в области информационных технологий, описаны методы визуализации, которые классифицированы по области применения, уровням визуализации, методам представления информации; представлены инструментальные средства визуализации информации. Исследованы основные принципы преобразования данных, визуального отображения и представления, методы проектирования визуального образа для систематизации и отображения их в удобной форме с учетом психологических особенностей восприятия для привлечения внимания к наиболее важным единицам информации. Авторами представлены рекомендации по использованию методов визуализации в процессе проектирования, разработки и внедрения информационных систем и технологий, которые могут быть полезны студентам высших учебных заведений, обучающимся по направлению подготовки 09.04.02 «Информационные системы и технологии», а также преподавателям, специалистам и исследователям в области разработки информационных систем. Монография выполнена в рамках НИР № 16 130В в ОмГТУ.

Тюрин, И. Вычислительная техника и информационные технологии : учеб. пособие / И. Тюрин. – Ростов н/Д. : Феникс, 2017. – 464 с. – ISBN 978-5-222-26397-6.

В данном пособии представлены базовые сведения в области средств вычислительной техники и информационных технологий. Рассмотрены основы математического аппарата функционирования компьютерной техники. Приведены классификация и основные технические характеристики ЭВМ, сведения о составе, устройстве и принципах действия типовых функциональных узлов цифровых устройств, а также о компонентах и узлах микропроцессорной вычислительной техники. Изложены принципы взаимодействия технического и программного обеспечения ЭВМ, представлены сведения о сетях передачи данных, методах и средствах обмена информацией в сетевой среде. Рассмотрены основные компоненты программного обеспечения ЭВМ, приведены примеры программных пакетов и информационных систем, применяемых на различных этапах жизненного цикла электронных средств. Учебное пособие предназначено для студентов технических специальностей и направлений учреждений среднего и высшего профессионального образования, изучающих дисциплины «Вычислительная техника», «Вычислительная техника и информационные технологии».

Замятина, О. М. Вычислительные системы, сети и телекоммуникации. Моделирование сетей : учеб. пособие / О. М. Замятина. – М. : Юрайт, 2016. – 160 с. – ISBN 978-5-9916-6531-5.

В пособии кратко изложены основы теории моделирования систем, приведены различные виды классификации моделирования и моделей, рассмотрена математическая основа моделирования сетей, средства моделирования сетей, а также разработан практический курс в рамках дисциплины «Моделирование сетей ЭВМ и систем телекоммуникаций». Соответствует актуальным требованиям Федерального государственного образовательного стандарта высшего образования. Для студентов, обучающихся по магистерской программе 230100 «Информатика и вычислительная техника» (специализация «Сети ЭВМ и телекоммуникации»).

РАЗРАБОТКА МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ МНОГООПЕРАЦИОННОЙ ДИНАМИЧЕСКОЙ ТЕХНИЧЕСКОЙ СИСТЕМЫ, ВОССТАНАВЛИВАЕМОЙ ПОСЛЕ ОТКАЗОВ В ПРОЦЕССЕ КОНФЛИКТА

Разработанная математическая модель базируется на вероятностном характере функционирования рассматриваемой системы в конфликтной ситуации с учетом того, что атакующая сторона в процессе конфликта стремится уменьшить ее надежность, воздействуя своими ресурсами нападения на увеличение интенсивности отказов ее компонентов, участвующих в выполнении соответствующей технологической операции, и на уменьшение интенсивности восстановления отказавших компонентов. Поведение рассматриваемой технической системы аппроксимируется марковским процессом. Разрабатываемая модель представляет собой систему дифференциальных уравнений с переменными во времени коэффициентами, решение которой нетрудно получить, воспользовавшись приближенным численным методом, основанным на методе дискретизации и целочисленного программирования. Приводятся формулы для оценки функциональной готовности рассматриваемой системы в процессе конфликта и для оценки средних потерь от ложных срабатываний, скрытых отказов компонентов системы и времени восстановления системы после отказов компонентов.

Ключевые слова: математическая модель, многооперационная динамическая система, конфликтная ситуация, надежность, восстановление после отказа, дифференциальные уравнения.

Работа выполнена в соответствии с заявкой на грант РФФИ, проект № 17-08-00230.

Введение. В известных научных работах отечественных и зарубежных авторов [1–9], посвященных разработке математических моделей технических систем, которые, как правило, являются динамическими аппаратно-избыточными системами, для исследования и оптимизации их поведения в конфликтных ситуациях обычно рассматривают и учитывают в модели конструктивные параметры этих систем, наиболее важные с точки зрения классической теории надежности, такие как основные и резервные блоки, распределение резервных блоков между основными, особенности подключения резервных блоков вместо основных, отказавших в процессе конфликта под воздействием атак противника, направленных на увеличение их интенсивности отказов, приводящих в конечном итоге к отказу в целом атакуемой в процессе конфликта технической системы. Такая формализация с целью упрощения моделей с математической точки зрения оправдана, так как позволяет разработать с помощью несложных численных методов алгоритмы оптимального поведения атакуемой системы, в смысле рационального использования аппаратной избыточности, для оптимизации параметров надежности, участвующих в конфлик-

те технических систем, которые легко реализуются на современных компьютерах, для максимизации их вероятности безотказной работы в течение времени конфликта или максимизации времени работы до полного отказа системы в процессе конфликта.

Однако, к сожалению, в этих моделях практически не рассматриваются и, естественно, не учитываются особенности технологических процессов, связанных с выполнением соответствующих рабочих операций, происходящих в многооперационной системе, участвующей в конфликтной ситуации, которые характеризуют ее прямое функциональное назначение и непосредственно влияют на надежные характеристики системы. Это исключает возможность учитывать влияющие на надежность системы операционно-технологические процессы, характерные для соответствующей системы, участвующей в конфликтной ситуации, и снижает адекватность такой математической модели реально протекающим процессам в течение конфликта.

В данной работе делается попытка в какой-то мере показать, как можно устранить указанный недостаток при разработке математических моделей реальных, участвующих в конфликтной ситуации

систем на примере разработки модели многооперационной динамической системы, восстанавливаемой после отказов в процессе конфликта.

Объект моделирования. Будем полагать, что рассматриваемая система предназначена для выполнения определенного набора технологических операций, совокупность и последовательность выполнения которых определяет функциональное назначение системы. Обозначим через ζ_0 среднюю интенсивность потока технологических операций в системе. Для выполнения соответствующей технологической операции используется определенная группа аппаратных средств (элементов и/или функциональных блоков) из общего числа аппаратных средств, входящих в многооперационную систему, безотказное функционирование которых гарантирует точное выполнение данной операции системой. Состояние рассматриваемой системы при выполнении конкретной операции будем называть технологическим состоянием системы. Очевидно, что количество технологических состояний системы соответствует числу выполняемых ею операций.

Не трудно понять из описанного выше принципа работы рассматриваемой системы, что из всех возможных отказов компонентов системы лишь небольшая часть отказов элементов и функциональных блоков немедленно проявляется как нарушение работы всей системы.

Большинство отказов элементов и функциональных блоков вызывает нарушение работы системы лишь при выполнении определенной операции, для реализации которой требуется правильная работа соответствующего отказавшего компонента из числа аппаратных средств системы, задействованных при выполнении данной операции.

Будем полагать, что отказы компонентов системы в процессе конфликта статистически независимы и в системе отсутствуют двойные и кратные отказы одновременно.

Обозначим через Λ_0 суммарную интенсивность отказов всех компонентов рассматриваемой системы.

В дальнейшем будем понимать под отказами рассматриваемой многооперационной системы либо самопроизвольное выполнение каких-либо операций в результате воздействия на систему атак противника (ложное срабатывание), либо невыполнение или неправильное выполнение каких-либо операций при возникновении необходимости их выполнения в результате отказов соответствующих компонентов аппаратной части системы, участвующих в выполнении данной операции. Последние отказы будем называть отказами операций.

В состав рассматриваемой системы включено контрольное устройство, в задачу которого входит непрерывно осуществлять контрольные операции, то есть проводить техническую диагностику исправности системы в целом и ее частей. В связи со сложностью современных технических динамических систем, участвующих в конфликтных ситуациях, практически невозможно построить систему контроля, обеспечивающую стопроцентную вероятность обнаружения отказа любого компонента системы. Обычно, как показывает практика, система контроля позволяет контролировать и диагностировать исправность лишь некоторой части компонентов системы, при этом контролируемость элементов в некоторых многооперационных системах может зависеть от технологического состояния системы,

поскольку могут оказаться ситуации, при которых в процессе конфликта нельзя проводить тестовые проверки в определенных технологических режимах.

Будем полагать, что при выявлении в процессе контроля и диагностики отказа компонента (скрытого отказа), не приводящего к ложному срабатыванию, атакуемую систему немедленно начинают восстанавливать, при этом процесс восстановления работоспособности системы не влияет на технологический процесс, пока не изменяется технологическое состояние системы. Обозначим через μ интенсивность восстановления системы. При этом будем считать, что в течение процесса восстановления система не может выполнять никаких операций. После восстановления будем рассматривать систему как абсолютно исправную. Примем условие, что в рассматриваемой динамической системе процесс восстановления после отказа завершается до момента начала выполнения очередной операции, предусмотренной технологическим процессом, после чего восстановленная (исправная) система вновь включается в работу в условиях конфликтной ситуации и продолжает подвергаться атакам противника. Принятое условие эквивалентно наличию временной избыточности в динамической системе.

В процессе конфликта противник имеет возможность за счет своих средств атаки влиять как на увеличение интенсивности отказов компонентов многооперационной динамической технической системы таким образом, что функция $\Lambda_0(t)$ становится возрастающей во времени, так и на уменьшение интенсивности восстановления системы, являющегося инструментом защиты технической системы от атак противника таким образом, что функция $\mu(t)$ становится убывающей во времени.

При этом в зависимости от стратегии атакующего техническую систему противника закон возрастания интенсивности отказов $\Lambda_0(t)$ и закон убывания интенсивности восстановления $\mu(t)$ могут изменяться, например, от линейного до экспоненциального. Однако при этом будем считать, что в течение всего времени конфликта для атакуемой многооперационной технической системы, использующей для защиты от атак противника механизм восстановления отказавших компонентов, сохраняется следующее неравенство:

$$\mu(t) > \zeta_0 > \Lambda_0(t). \quad (1)$$

Неравенство (1) справедливо для подавляющего большинства технических восстанавливаемых систем, так как они проектируются исходя из условия, чтобы среднее время восстановления, как правило, в автоматическом режиме, было значительно меньше среднего времени между технологическими операциями, а последнее — меньше среднего времени между отказами компонентов системы, подверженных атакам противника, то есть с учетом наличия у системы временной избыточности для устранения возникающих отказов в процессе конфликта.

Разработка математической модели многооперационной технической системы. Учитывая вероятностный характер функционирования рассматриваемой системы как в стационарном режиме, без внешних на нее воздействий, так и в процессе конфликта, с учетом воздействия на нее атакующего противника, стремящейся своими средствами напавдения ухудшить параметры надежности системы, при разработке ее математической модели будем

аппроксимировать поведение системы марковским процессом.

Для построения модели введем следующие обозначения:

$\beta_i^k (i = \overline{1, n}; k = \overline{1, m})$ — вероятность ложного срабатывания моделируемой системы в i -м технологическом состоянии при отказе k -го компонента системы;

$\alpha_{ij}^k (i, j = \overline{1, 2, \dots, n}; k = \overline{1, m})$ — вероятность невыполнения операции перехода многооперационной системы из i -го в j -е технологическое состояние при отказе k -го компонента системы;

v_{ij} — интенсивность перехода системы из технологического состояния i в технологическое состояние j ;

$v_i = \sum_{j=1}^n v_{ij} (i = \overline{1, n})$ — суммарная интенсивность перехода моделируемой системы из i -го технологического состояния;

$\rho_i^k (i = \overline{1, n}; k = \overline{1, m})$ — вероятность обнаружения отказа k -го компонента технической системы в i -м технологическом состоянии.

Очевидно, что если отказ k -го компонента системы контролируется в i -м технологическом состоянии, то $\rho_i^k = 1$, а если не контролируется, то $\rho_i^k = 0$.

Будем называть $\{\rho_i^k\}$ множеством контролируемости компонентов технической системы. Назовем α_{ij}^k и β_i^k коэффициентами влияния, а множества этих коэффициентов $\{\alpha_{ij}^k\}$ и $\{\beta_i^k\}$ — множествами влияния. Для удобства организации вычислительных процедур эти множества можно представить в виде квадратной матрицы $A^k = \|\alpha_{ij}^k\|$ и вектора строки $B^k = \|\beta_i^k, \dots, \beta_n^k\|$. Легко понять, что если $v_{ij} = 0$, то есть не существует операции, непосредственно переводящей рассматриваемую систему из i -го в j -е технологическое состояние, то $\alpha_{ij}^k = 0$. Из элементарных рассуждений следует, что если $\beta_i^k = 1$, то $\alpha_{ij}^k = \alpha_{ji}^k = 1$ для всех j , для которых $v_{ij} \neq 0$, а если $\alpha_{ij}^k = 0$ и $v_{ij} \neq 0$, то $\beta_i^k = \beta_j^k = 0$.

Поскольку рассматриваемая многооперационная техническая система, участвующая в конфликтной ситуации, по определению аппаратно резервируемая, то нетрудно понять, что произвольное количество отказов ее компонентов, приводящих к одинаковым последствиям, то есть имеющих одинаковые множества (квадратную матрицу и вектор-строку) влияния, на работоспособность системы, влияет так же, как и отказ одного из этих компонентов. Поэтому, с точки зрения надежности системы все компоненты с одинаковыми множествами $\{\alpha_{ij}^k\}$ и $\{\beta_i^k\}$ можно объединить в один условный компонент с теми же множествами влияния, просуммировав при этом интенсивности их отказов. Очевидно, что условные компоненты, кроме одинаковых множеств влияния, должны иметь и одинаковые множества контролируемости $\{\rho_i^k\}$.

Обозначим через m — общее число условных компонентов рассматриваемой системы, которые будут учитываться в надежности модели системы, тогда суммарная интенсивность отказов всех компонентов рассматриваемой многооперационной технической системы в течение времени конфликтной ситуации определится из выражения

$$\Lambda_0(t) = \sum_{k=1}^m \lambda_k(t),$$

где $\lambda_k(t)$ — интенсивность отказов k -го условного компонента.

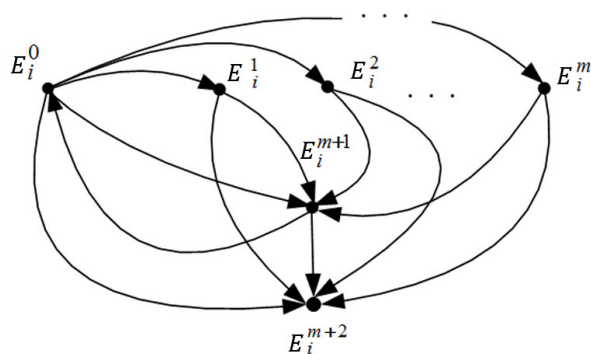


Рис. 1. Граф надежных состояний восстанавливаемой после отказов компонентов многооперационной технической системы

Граф надежных состояний рассматриваемой технической системы, участвующей в конфликтной ситуации, представлен на рис. 1. Данный граф позволяет описать на формальном уровне поведение многооперационной технической системы в процессе конфликта.

Приведенные на графе обозначения имеют следующий физический смысл: $E_i^0 (i = \overline{1, 2, \dots, n})$ — техническая система полностью исправна (все компоненты исправны) и находится в i -м технологическом состоянии; $E_i^k (i = \overline{1, n}; k = \overline{1, 2, \dots, m})$ — система находится в i -м технологическом состоянии со скрытым неконтролируемым отказом k -го условного компонента; $E_i^{m+1} (i = \overline{1, 2, \dots, n})$ — техническая система находится в состоянии восстановления после отказа компонента в i -м технологическом состоянии; E_i^{m+2} — техническая система полностью отказала (состояние «гибели» системы). Дуги на графе отражают соответствующие интенсивности переходов рассматриваемой системы из одного состояния в другое.

Обозначим через $p_i^k(t)$ — вероятность нахождения рассматриваемой технической системы в состоянии E_i^k в момент времени t .

Тогда вероятность безотказной работы рассматриваемой многооперационной восстанавливаемой после отказов компонентов системы в процессе конфликтной ситуации определится выражением

$$P(t) = \sum_{k=0}^{m+1} \sum_{i=1}^n p_i^k(t).$$

С учетом сделанного выше описания работы рассматриваемой системы в процессе конфликта следует, что она из состояния E_i^0 при выполнении любой технологической операции переходит в другое технологическое состояние и при отказе любого компонента переходит в другое надежное состояние с интенсивностью $(v_i + \Lambda_0)$. В состоянии E_i^0 техническая система может перейти из состояния E_j^0 при выполнении соответствующей операции с интенсивностью $v_{ji} p_j^0$ или из состояния E_i^{m+1} при окончании восстановления после отказа с интенсивностью $\mu(t) p_i^{m+1}$.

Теперь, рассмотрев физическую природу всех состояний и всех возможных переходов системы из одного состояния в другое, используя известную методику [10, 11], можно составить соответствующую графу на рис. 1 систему дифференциальных уравнений Колмогорова, описывающих

поведение рассматриваемой системы в процессе конфликта.

Система уравнений имеет следующий вид.

$$\begin{aligned} \frac{dp_i^0(t)}{dt} &= -(v_i + \Lambda_0(t))p_i^0(t) + \\ &+ \sum_{j=1}^n v_{ji}p_j^0(t) + \mu(t)p_i^{m+1}(t), \\ (i &= 1, 2, \dots, n) \\ \frac{dp_i^k(t)}{dt} &= -v_i p_i^k(t) + \sum_{j=1}^n v_{ji}(1 - \alpha_{ji}^k)(1 - \rho_i^k)p_j^k(t) + \\ &+ \lambda_k(t)(1 - \beta_i^k)(1 - \rho_i^k)p_i^k(t), \\ (i &= 1, 2, \dots, n; k = 1, 2, \dots, m) \\ \frac{dp_i^{m+1}(t)}{dt} &= -(v_i + \mu(t))p_i^{m+1}(t) + \sum_{k=1}^m + \\ &+ \lambda_k(t)(1 - \beta_i^k)\rho_i^k p_i^0(t) + \sum_{k=1}^m \sum_{j=1}^n v_{ji}(1 - \alpha_{ji}^k)\rho_i^k p_j^k(t). \\ (i &= 1, 2, \dots, n) \end{aligned} \quad (2)$$

Решение системы уравнений (2) с начальными условиями $p_i^0(0) = p_i(0)$; $p_i^k(0) = 0$, ($i = 1, 2, \dots, n$; $k = 1, 2, \dots, m + 1$) в аналитическом виде не представляется возможным в связи со сложностью коэффициентов, являющихся функциями времени, изменяющимися в процессе конфликтной ситуации под воздействием атакующей стороны. Поэтому решение системы уравнений (2) следует искать приближенным численным методом, основанным на методе дискретизации, подробно рассмотренным в [9] для решения уравнений подобного типа.

Важным параметром, характеризующим функциональную надежность любой системы, участвующей в конфликтной ситуации, является ее функциональная готовность [12–14], то есть вероятность того, что система окажется в работоспособном состоянии в произвольно выбранный момент времени в течение времени конфликта. Учитывая специфические особенности рассматриваемой многооперационной динамической системы будем понимать, в данном случае, функциональную готовность системы $P_{\text{ФГ}}(t)$ как вероятность того, что требование на выполнение соответствующей технологической операции в процессе конфликтной ситуации, поступившее в произвольный момент времени в течение конфликта, будет выполнено системой.

Рассмотрим возможные ситуации, в которых может оказаться рассматриваемая система в случайный момент поступления требования выполнить соответствующую технологическую операцию.

Если в момент поступления требования система полностью исправна, то есть в соответствии с графом на рис. 1, находится в состоянии E_i^0 , то вероятность выполнения требуемой операции равна единице.

Если в момент поступления требования система находится в состоянии E_i^{m+1} восстановления после отказа в i -м технологическом состоянии, то вероятность выполнения операции равна нулю.

Если система находится в i -м технологическом состоянии E_i^k со скрытым неконтролируемым

отказом k -го условного компонента, то вероятность выполнения перехода из i -го в j -е технологическое состояние равна $1 - \alpha_{ij}^k$.

Очевидно, что вероятность того, что система при поступлении требования из i -го состояния будет переходить именно в j -е состояние, равна v_{ij}/v_i .

С учетом рассмотренных выше возможных ситуаций для оценки функциональной готовности рассматриваемой системы в процессе конфликта получим следующее выражение:

$$P_{\text{ФГ}}(t) = 1 - \sum_{i=1}^n p_i^{m+1}(t) - \sum_{k=1}^m \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \frac{v_{ij}}{v_i} \alpha_{ij}^k p_i^k(t). \quad (3)$$

Рассматриваемая математическая модель поведения многооперационной динамической системы в процессе конфликта с атакующим противником была бы неполной, если не учтены потери системы в конфликтной ситуации, очевидность которых вытекает из описанных выше особенностей работы системы.

Не конкретизируя содержательный смысл этих потерь, которые могут быть как стоимостными, так и представлять собой некоторые весовые коэффициенты, позволяющие сравнивать различные надежностные характеристики системы [15], введем следующие обозначения:

K_{AC} — потери от одного ложного срабатывания системы;

K_{∞} — потери от невыполнения технологической операции из-за скрытого отказа компонента системы;

$K_{\text{В}}$ — потери во время восстановления работоспособности системы после отказа соответствующего компонента;

$\gamma_{\text{В}}$ — потери в единицу времени в процессе восстановления работоспособности системы.

Тогда средние потери \tilde{R} можно представить как математическое ожидание потерь от ненадежности системы в единицу времени

$$\begin{aligned} \tilde{R} &= K_{\text{AC}} \sum_{k=1}^m \sum_{i=1}^n \lambda_k(t) \beta_i^k p_i^0(t) + \\ &+ K_{\infty} \sum_{k=1}^m \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n v_{ij} d_{ij}^k p_i^k(t) + \\ &+ \sum_{i=1}^n (K_{\text{В}} v_i + \gamma_{\text{В}}) p_i^{m+1}(t). \end{aligned} \quad (4)$$

Имея систему уравнений (2) и формулы (3), (4), можно численными методами с помощью компьютера исследовать и оптимизировать поведение рассмотренной системы в конфликтной ситуации и вычислить по известным алгоритмам [9] все ее характеристики надежности, обеспечивающие максимизацию вероятности безотказной работы или среднее время работы до полного отказа системы в процессе конфликта.

Библиографический список

1. Nartov B. K. Conflict of Moving Systems. France: AMSE Press, 1994. 87 p.
2. Нартов Б. К. [и др.]. Конфликт сложных систем. Модели и управление. М.: Изд-во МАИ, 1995. 120 с.
3. Лефевр В. А. Конфликтующие структуры. М.: Советское радио, 1973. 159 с.
4. Потапов В. И. Модель и алгоритм численного решения задачи противоборства двух избыточных, восстанавливаемых

после отказов технических систем // Проблемы управления и информатики: междунар. научн.-техн. журн. 2015. № 4. С. 70–78.

5. Потапов В. И. Задачи и численные алгоритмы оптимизации надежности аппаратно-избыточной технической системы в конфликтной ситуации при различных стратегиях защиты от атак противника // Мехатроника, автоматизация, управление. 2015. Т. 16, № 9. С. 617–624. DOI: 10.17587/mau.16.617–624.

6. Потапов В. И. Разработка математической модели для компьютерного исследования характеристик надежности аппаратно-избыточной технической системы, участвующей в конфликтной ситуации // Омский научный вестник. Сер. Приборы, машины и технологии. 2016. № 4 (148). С. 143–146.

7. Потапов В. И. Математическая модель, метод решения и программное обеспечение для поиска и исследования оптимальных стратегий поведения в конфликтных ситуациях двух динамических систем // Омский научный вестник. Сер. Приборы, машины и технологии. 2016. № 5 (149). С. 142–147.

8. Potapov V. I. Model and Numerical Solving Algorithm of Counteraction Problem for Two Restored after Failure Redundant Engineering System // Journal of Automation and Information Sciences. 2015. Vol. 47. P. 41–51.

9. Потапов В. И. Противоборство технических систем в конфликтных ситуациях: модели и алгоритмы: моногр. Омск: Изд-во ОмГТУ, 2015. 168 с.

10. Вентцель Е. С. Исследование операций. М.: Советское радио, 1972. 550 с.

11. Козлов Б. А., Ушаков И. А. Справочник по расчету надежности аппаратуры радиоэлектроники и автоматики. М.: Советское радио, 1975. 472 с.

12. ГОСТ 27.002-89. Надежность в технике. Основные понятия, термины и определения. Введ. 1990–07–01. М.: Изд-во стандартов, 1990. 36 с.

13. Черкесов Г. Н. Надежность технических систем с временной избыточностью. М.: Советское радио, 1974. 296 с.

14. ГОСТ 27.203-83. Технологические системы. Общие требования к методам оценки надежности. Введ. 1984–07–01. М.: Изд-во стандартов, 1983. 37 с.

15. Хорошевский В. Г. Инженерный анализ функционирования вычислительных машин и систем. М.: Радио и связь, 1987. 374 с.

ПОТАПОВ Виктор Ильич, доктор технических наук, профессор (Россия), заведующий кафедрой «Информатика и вычислительная техника», заслуженный деятель науки и техники РФ.
Адрес для переписки: ivt@omgtu.ru

Статья поступила в редакцию 16.02.2017 г.

© В. И. Потапов

Книжная полка

Мейерс, С. Эффективный и современный C++. 42 рекомендации по использованию C++11 и C++14 / С. Мейерс ; пер. И. Красиков. – М. : Вильямс, 2016. – 304 с. – ISBN 978-5-8459-2000-3, 978-1-49-190399-5.

В этой книге отражен бесценный опыт ее автора как программиста на C++. Новые возможности этого языка программирования, появившиеся в стандартах C++11 и C++14 — это не просто новые ключевые слова или функции, это появление совершенно новых концепций, так что для их эффективного использования недостаточно просто узнать об их существовании и запрограммировать на C++11, как на несколько улучшенном и расширенном функционально C++98. Когда происходят такие глобальные изменения в языке программирования, их изучению следует посвятить определенное время, написать сотни, а еще лучше — тысячи строк кода, и столкнуться с массой проблем, кажущихся тем более странными и непонятными, чем большим опытом работы с C++98 вы обладаете. К программированию в полной мере относится фраза Евклида о том, что в геометрии нет царских путей. Но пройти путь изучения и освоения нового языка программирования вам может помочь проводник, показывающий наиболее интересные места и предупреждающий о ямах и ухабах. Таким проводником может послужить книга Скотта Мейерса. С ней вы не заблудитесь и не забредете в дебри, из которых будете долго и трудно выбираться с помощью отладчика. При этом книга не просто научит вас использовать новые возможности языка — она научит использовать их эффективно. Но и это не все — книга не просто учит эффективному применению C++, но еще и рассказывает, почему ту или иную задачу следует решать именно так. Эта книга заставляет вас не просто заучить правила — она заставляет думать. И хотя эта книга, в первую очередь, предназначена для энтузиастов и профессионалов, она достойна места на полке любого программиста — как профессионала, так и зеленого новичка. Освоение C++11 и C++14 — это больше, чем просто ознакомление с вводимыми этими стандартами возможностями (например, объявлениями типов `auto`, семантикой перемещения, лямбда-выражениями или поддержкой многопоточности). Вопрос в том, как использовать их эффективно — так, чтобы создаваемые программы были корректны, эффективны и переносимы, а также, чтобы их легко можно было сопровождать. Именно этим вопросам и посвящена данная книга, описывающая создание по-настоящему хорошего программного обеспечения с использованием C++11 и C++14 — т.е. с использованием современного C++.

В книге рассматриваются следующие темы:

- преимущества и недостатки инициализации с помощью фигурных скобок, спецификации `constexpr`, прямой передачи и функций `make` интеллектуальных указателей;
- связь между `std::move`, `std::forward`, `rvalue`-ссылками и универсальными ссылками;
- методы написания понятных, корректных, эффективных лямбда-выражений;
- чем `std::atomic` отличается от `volatile`, как они используются и как соотносятся с API параллельных вычислений C++;
- какие из лучших методов «старого» программирования на C++ (т.е. C++98) должны быть пересмотрены при работе с современным C++.

Эффективный и современный C++, следуя принципам более ранних книг Скотта Мейерса, охватывает совершенно новый материал. Эта книга достойна занять свое место на полке каждого программиста на современном C++.

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ, АЛГОРИТМИЧЕСКОЕ И ПРОГРАММНОЕ ОБЕСПЕЧЕНИЕ ДЛЯ КОМПЬЮТЕРНОГО ИССЛЕДОВАНИЯ ПАРАМЕТРОВ НАДЕЖНОСТИ В ПРОЦЕССЕ КОНФЛИКТА АППАРАТНО-ИЗБЫТОЧНОЙ ДИНАМИЧЕСКОЙ СИСТЕМЫ

Разработана математическая модель аппаратно-избыточной динамической системы, участвующей в конфликтной ситуации, с учетом особенностей подключения резервных блоков для замены отказавших основных в процессе конфликта и конечной надежности системы контроля работы системы. Разработаны численные алгоритмы для приближенного вычисления вероятности безотказной работы и среднего времени «жизни» рассматриваемой системы. Разработано программное обеспечение, реализующее вычислительные алгоритмы, позволяющие с помощью компьютерного исследования оптимизировать параметры динамической системы, участвующей в конфликтной ситуации в зависимости от стратегии атакующего противника.

Ключевые слова: математическая модель, численный алгоритм, надежность, динамическая система, резервирование, конфликтная ситуация, программное обеспечение.

Работа выполнена в рамках заявки на грант №17-08-00230 Российского фонда фундаментальных исследований.

Введение. Вопросам разработки математических моделей и алгоритмического обеспечения для исследования поведения и оптимизации параметров надежности аппаратно-избыточных технических систем, использующих для защиты от атак противника целенаправленное динамическое перераспределение резервных компонентов (блоков) между отказавшими в процессе конфликта основными блоками, посвящено в последнее время большое количество работ, наиболее близкие из которых к рассматриваемым в данной статье вопросам нашли отражение в работах [1–5]. Однако в этих работах для упрощения моделей конфликтующих систем считалось, что система контроля работы и диагностики технической системы для подключения резервных блоков вместо отказавших функциональных у атакуемой в процессе конфликта системы пренебрежимо мала и ее реальная надежность не учитывалась. При этом в указанных выше работах так же с целью упрощения математических моделей аппаратно-избыточных динамических технических систем, участвующих в конфликтных ситуациях и использующих для защиты от атак

противника m резервных блоков, разбитых соответствующим образом на q групп между n основными функциональными блоками, причем каждый резервный блок может использоваться для замены любого подряд стоящего отказавшего основного функционального блока из соответствующей q -й группы блоков. Никаких других ограничений на математические модели аппаратно-избыточных технических систем, участвующих в конфликтных ситуациях, кроме отмеченных выше, в известных работах не накладывалось.

На самом деле это не всегда возможно в силу технических или технологических причин, а также в силу ряда причин, вызванных особенностями взаимодействия основных и резервных блоков друг с другом. Поэтому в данной статье при разработке математической модели, участвующей в конфликтной ситуации аппаратно-избыточной динамической технической системы, учитывается этот фактор и вводится новый дополнительный параметр, характеризующий особенности подключения резервных блоков для замены отказавших основных блоков в соответствующей группе. Это наряду с учетом

конечной надежности системы контроля работы, участвующей в конфликте системы и подключения резервных блоков, вместо отказавших функциональных повысит адекватность предлагаемой модели реальным условиям работы аппаратно-избыточной динамической технической системы в конфликтной ситуации и позволит вычислять характеристики надежности системы в процессе конфликта с большей точностью.

Разработка модели аппаратно-избыточной динамической системы, участвующей в конфликтной ситуации. По аналогии с работами [1–5] будем считать, что в конфликтной ситуации участвует динамическая аппаратно-избыточная техническая система, состоящая из n ($n = n_1 + n_2 + \dots + n_q$) основных функциональных и m ($m = s_1 + s_2 + \dots + s_q$) резервных блоков, разбитых на q групп, в каждой из которых находится n_i ($1 \leq i \leq q$) основных и s_i ($1 \leq i \leq q$) резервных блоков, представляющих целочисленный вектор резервирования $\bar{s} = (s_1, s_2, \dots, s_q)$, используемых для замены отказавших основных блоков только в соответствующей q -группе. Введем дополнительное ограничение на замену отказавших основных функциональных блоков резервными, сводящимися к тому, что в силу указанных во введении причин обеспечивается возможность подключения резервных блоков в i -ой группе вместо не более чем r_i ($1 \leq r_i \leq n_i$) расположенных подряд отказавших основных блоков в этой группе. Очевидно, что при $q = 1$ $r_i = r$ ($1 \leq r \leq m$), а n основных и m резервных функциональных блоков технической системы объединены в одну группу. Учет этого ограничения в рассматриваемой математической модели аппаратно-избыточной технической системы делает модель более адекватной реальным техническим системам и позволяет получать более точные характеристики надежности системы при моделировании ее поведения в процессе конфликта.

В предлагаемой математической модели аппаратно-избыточной технической системы, которую обозначим $S(n, m, \bar{s}, C_{kn})$ учитывается конечная надежность системы контроля C_{kn} с учетом дестабилизации ее работы со стороны атак противника, стремящегося увеличить интенсивность отказов системы C_{kn} и вывести ее в состояние отказа. При этом будем полагать, что C_{kn} система в работоспособном состоянии обнаруживает отказы работающих функциональных блоков участвующей в конфликте динамической технической системы сразу же после их возникновения под действием атак противника, а время подключения резервного блока вместо отказавшего равно нулю.

Отказы в резервных блоках, не включенных еще в состав рабочей группы технической системы вместо основных блоков, не обнаруживаются C_{kn} -системой и не приводят к их переключению, однако они уменьшают ресурс надежности технической системы $S(n, m, \bar{s}, C_{kn})$. Отказ устройства контроля и подключения резервных блоков C_{kn} вместо отказавших не вызывает немедленного отказа $S(n, m, \bar{s}, C_{kn})$ -системы, но после его появления последующий отказ любого рабочего блока приводит к отказу всей технической системы, участвующей в конфликте.

Постановка и решение задачи. Будем считать, что $S(n, m, \bar{s}, C_{kn})$ -система оказалась в конфликтной ситуации, когда противник преследует цель дестабилизировать ее работу, то есть уменьшить ресурс работоспособности системы, что, с точки зрения теории надежности, означает увеличить

в течение времени конфликта вероятность отказа системы либо уменьшить среднее время ее «жизни» до полного отказа, то есть «гибели» системы. В качестве средства атаки противник имеет возможность влиять на увеличение в процессе конфликта интенсивности отказов $\lambda_i(t)$ ($1 \leq i \leq n$) основных функциональных блоков и интенсивности отказов не включенных в работу резервных блоков $\lambda_0(t)$ системы, а также влиять на увеличение интенсивности отказов $\lambda_c(t)$ системы C_{kn} контроля работы и подключения резервных блоков вместо отказавших. При этом в зависимости от стратегии атакующего противника закон возрастания интенсивности отказов может изменяться, например, от линейного до экспоненциального.

Учитывая вероятностный характер поведения участвующей в конфликтной ситуации $S(n, m, \bar{s}, C_{kn})$ -системы обозначим через $p_i(t)$ — вероятность нахождения системы в состоянии с i ($0 \leq i \leq m$) отказами в работающих функциональных блоках; $p_{kn}(t)$ — вероятность нахождения рассматриваемой системы в состоянии отказа системы C_{kn} контроля ее работы и подключения резервных блоков вместо отказавших.

Обозначим через A_k ($1 \leq k \leq m$) — интенсивность перехода $S(n, m, \bar{s}, C_{kn})$ -системы из состояния с $(k-1)$ отказами в основных работающих функциональных блоках в состояние с k подобными отказами; B_k ($1 \leq k \leq m+1$) — интенсивностью перехода $S(n, m, \bar{s}, C_{kn})$ -системы из состояния с $(k-1)$ отказами в состояние «гибели», то есть полного отказа системы; B_{kn} — интенсивность перехода $S(n, m, \bar{s}, C_{kn})$ -системы из состояния отказа системы C_{kn} контроля ее работы и подключения резервных блоков вместо отказавших в состояние «гибели» системы.

Аппроксимируя поведение участвующей в конфликте технической системы $S(n, m, \bar{s}, C_{kn})$ марковским процессом в предположении простейшего потока отказов, не трудно получить по известной методике [6, 7] систему дифференциальных уравнений, описывающих функционирование рассматриваемой технической системы в условиях конфликта:

$$p_0'(t) = -D_1 p_0(t),$$

$$p_k'(t) = A_k p_{k-1} - D_{k+1} p_k(t),$$

$$k = 1, 2, \dots, m$$

(1)

$$p_{kn}'(t) = \lambda_c(t)[p_0(t) + p_1(t) + \dots + p_m(t)] - B_{kn} p_{kn}(t)$$

с начальными условиями

$$p_0(0) = 1, p_1(0) = p_2(0) = \dots = p_m(0) = p_{kn}(0) = 0,$$

где

$$D_k = A_k + B_k, 1 \leq k \leq m$$

$$D_{m+1} = B_{m+1},$$

$$B_{kn} = n\lambda_c(t).$$

Теперь необходимо определить коэффициенты A_k и B_k из системы уравнений (1).

С учетом разработанной математической модели системы $S(n, m, \bar{s}, C_{kn})$, участвующей в конфликтной ситуации, коэффициенты A_k и B_k для каждой i -й ($1 \leq i \leq q$) группы основных и резервных блоков рассматриваемой системы имеют следующий вид:

$$A_k = z_k (\alpha_i - k + 1) \lambda_i(t), 1 \leq k \leq m;$$

$$B_k = (1 - z_k)(\alpha_i - k + 1)\lambda_i(t); \quad 1 \leq k \leq m,$$

где $\alpha_i = n_i + m_i$ — общее количество блоков в i -й группе,

$$z_k = \begin{cases} 1, & \text{если } 1 \leq k \leq r, \\ \binom{\alpha_i}{k}^{-1} d(\alpha_i, r_i, k), & \text{если } r_i + 1 \leq k \leq m_i, \end{cases}$$

а $d(\alpha_i, r_i, k)$ — число расстановок k единиц на α_i местах таких, что ни в одной расстановке нет более чем r_i подряд стоящих единиц. При этом отказавшему блоку системы ставится в соответствие число 1, а не отказавшему — 0. Легко понять, что $d(\alpha_i, r_i, k)$ есть число решений диафантова уравнения

$$x_1 + x_2 + \dots + x_{\alpha_i - k + 1} = k \quad (2)$$

с ограничениями

$$0 \leq x_1 \leq r_i, \quad 0 \leq x_2 \leq r_i, \quad \dots, \quad 0 \leq x_{\alpha_i - k + 1} \leq r_i.$$

Физическая интерпретация диафантова уравнения (2) следующая: x_1 — число отказов в строке до первого не отказавшего блока; x_2 — число отказов между первым и вторым не отказавшими блоками, и так далее.

Рекуррентная формула для числа решений уравнения (2) может быть получена методом, приведенным в работе [8], который в применении к уравнению (2) дает следующий результат:

$$d(\alpha_i, r_i, k) = \sum_{i=0}^{\alpha_i - k + 1} (-1)^i \binom{\alpha_i - k + 1}{i} \binom{\alpha_i - (r_i + 1)i}{k - (r_i + 1)i}.$$

Очевидно, что при $i=1$ $\alpha_i = \alpha = (n+m)$ а $r_i = r = r(1 \leq r \leq m)$. Полученные выражения для коэффициентов системы уравнений (1) указывают на то, что для исследования поведения и оптимизации, с точки зрения надежности участвующей в конфликтной ситуации системы $S(n, m, s, C_{kn})$, в соответствии с разработанной математической моделью необходимо решать систему дифференциальных уравнений с переменными во времени коэффициентами, сложность которых практически исключает напрямую использовать аналитические методы. Поэтому в силу принятого предположения о простейшем потоке отказов в работе предлагается следующий метод приближенного вычисления вероятности безотказной работы и среднего времени T «жизни» участвующей в конфликте технической $S(n, m, s, C_{kn})$ -системы. Будем полагать, что

$$T = \sum_{l=0}^{m-1} T_l,$$

где T_l — среднее время работы динамической технической системы между l - и $(l+1)$ -м отказом, в процессе конфликта, а m — количество резервных блоков в системе.

В силу принятых предположений поведение рассматриваемой $S(n, m, s, C_{kn})$ -системы после отказа l -го ($1 \leq l \leq m-1$) функционального рабочего блока и замены отказавших блоков резервными можно описать системой дифференциальных уравнений (3), полученной из системы (1) путем смещения начала отсчета времени в точку $\tau = T_0 + T_1 + \dots + T_{l-1}$, считая при этом, что интенсивности отказов

$\lambda_i(t), \lambda_0(t)$ и $\lambda_c(t)$ являются постоянными и равными среднему значению интенсивности отказов на рассматриваемом временном интервале. В зависимости от целей исследования указанные интенсивности отказов могут быть приняты равными значениям на границах временного интервала.

$$\begin{aligned} \rho'_{i,l}(t) &= -D_l \rho_{i,l}(t), \\ \rho'_{i,l}(t) &= A_i \rho_{i-1,l}(t) - D_{i+1} \rho_{i,l}(t), \\ i &= l+1, \quad l+2, \dots, m \\ \rho'_{kn,l}(t) &= \\ &= \lambda_{c,l} [\rho_{l,l}(t) + \rho_{l+1,l}(t) + \dots + \rho_{m,l}(t)] - B_{kn} \rho_{kn,l}(t) \end{aligned} \quad (3)$$

с начальными условиями

$$\begin{aligned} \rho_{i,l}(0) &= 1, \quad \rho_{l+1,l}(0) = \\ &= \rho_{l+2,l}(0) + \dots + \rho_{m,l}(0) + \rho_{kn,l}(0) = 0. \end{aligned}$$

Решение системы уравнений (3) имеет вид

$$\rho_{i,l}(t) = \exp(-D_l t), \quad (4)$$

$$\rho_{i,l}(t) = F_{i,l} \sum_{v=l}^i \exp(-D_v t) \left[\prod_{\substack{g=l \\ g \neq v}}^i (D_g - D_v) \right]^{-1} \quad (5)$$

$$(l+1 \leq i \leq m)$$

$$F_{i,l} = \prod_{j=l}^{i-1} A_j; \quad (6)$$

$$\begin{aligned} \rho_{kn,l} &= \lambda_{c,l} \left\{ \exp(-D_l t) (B_{kn} - D_l)^{-1} - R_l \exp(-B_{kn} t) + \right. \\ &+ \left. \sum_{i=l+1}^m F_{i,l} \sum_{v=l}^i \exp(-D_v t) \left[(B_{kn} - D_v) \prod_{\substack{g=l \\ g \neq v}}^i (D_g - D_v) \right]^{-1} \right\}, \quad (7) \end{aligned}$$

где

$$\begin{aligned} R_l &= (B_{kn} - D_l)^{-1} + \\ &+ \sum_{i=l+1}^m F_{i,l} \sum_{v=l}^i \left[(B_{kn} - D_v) \prod_{\substack{g=l \\ g \neq v}}^i (D_g - D_v) \right]^{-1}. \quad (8) \end{aligned}$$

Используя выражения (4)–(8), нетрудно вычислить среднее время работы $S(n, m, s, C_{kn})$ -системы между l - и $(l+1)$ -м отказами по формуле (9)

$$T_l = \int_0^{\infty} \rho_{kn,l}(t) dt + \sum_{i=l}^m \int_0^{\infty} \rho_{i,l}(t) dt. \quad (9)$$

После соответствующих преобразований имеем

$$T_l = \left(\frac{\lambda_{c,l}}{B_{kn}} + 1 \right) \left\{ \frac{1}{D_l} + \sum_{i=l+1}^m F_{i,l} \sum_{v=l}^i \left[D_v \prod_{\substack{g=l \\ g \neq v}}^i (D_g - D_v) \right]^{-1} \right\} \quad (10)$$

$l=0, 1, \dots, m-1$.

Теперь не представляет особого труда численным методом с помощью компьютера вычислить приближенное значение вероятности безотказной работы и среднего времени «жизни» рассматриваемой системы или, иными словами, — среднее время T работы технической системы $S(n, m, s, C_{kn})$ до полного отказа в процессе конфликта.

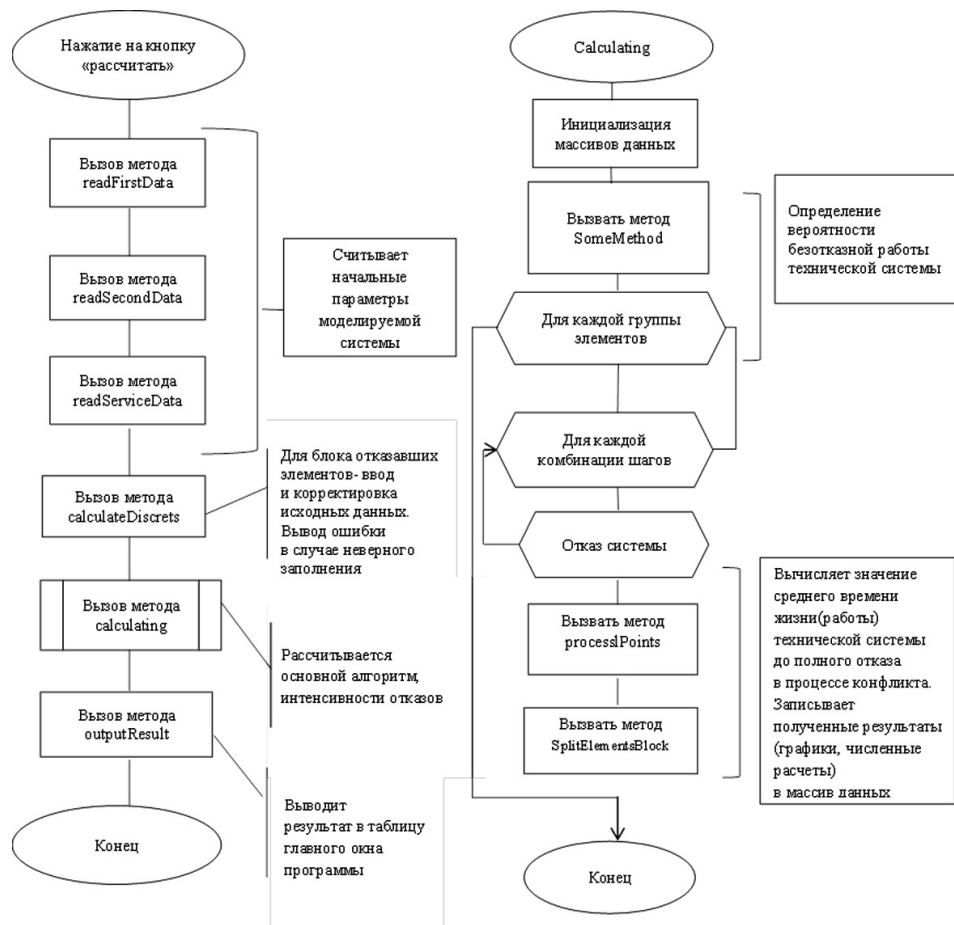


Рис. 1. Схема алгоритма программного обеспечения

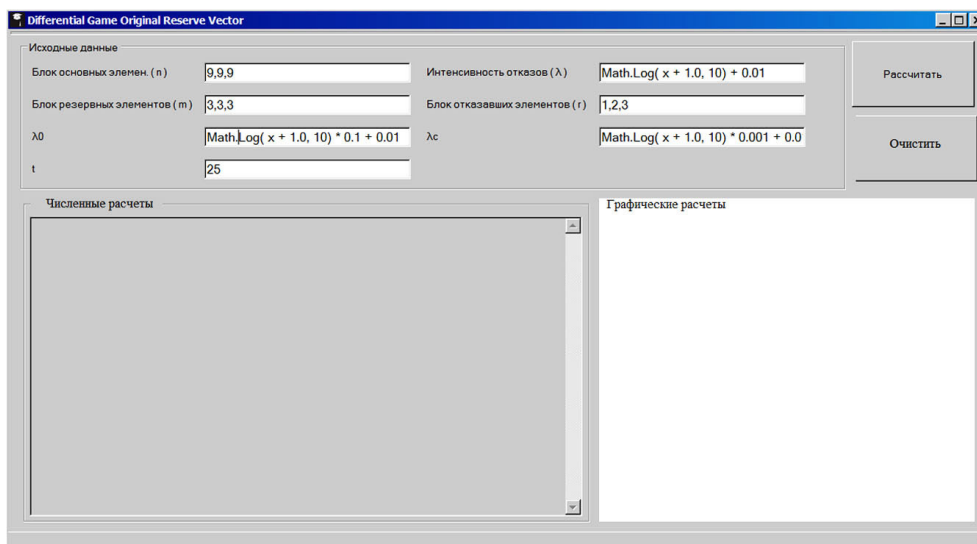


Рис. 2. Интерфейс программы

Программная реализация разработанных алгоритмов. Алгоритмы решения поставленной задачи реализованы в виде следующего программного обеспечения. Язык программирования C# выбирался с требованием максимальной переносимости комплекта программ под различные операционные системы. Для создания графического интерфейса был использован Microsoft Visual Studio.

На рис. 1 представлена схема, реализующая общий алгоритм работы программного обеспечения.

Настройка программного обеспечения и управление алгоритмом соответствует простому и понятному доступу к данным и функциям управления. Для этого был разработан однооконный интерфейс, ориентированный на решаемую задачу (рис. 2).

Визуально интерфейс программного обеспечения можно разделить на две области — область ввода исходных данных и область вывода результатов вычислений (рис. 3).

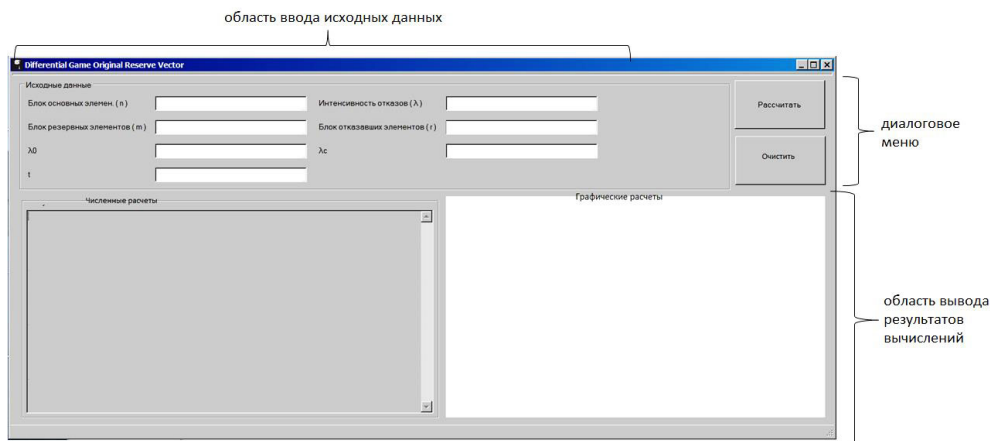


Рис. 3. Области ввода исходных данных и вывода результатов вычислений

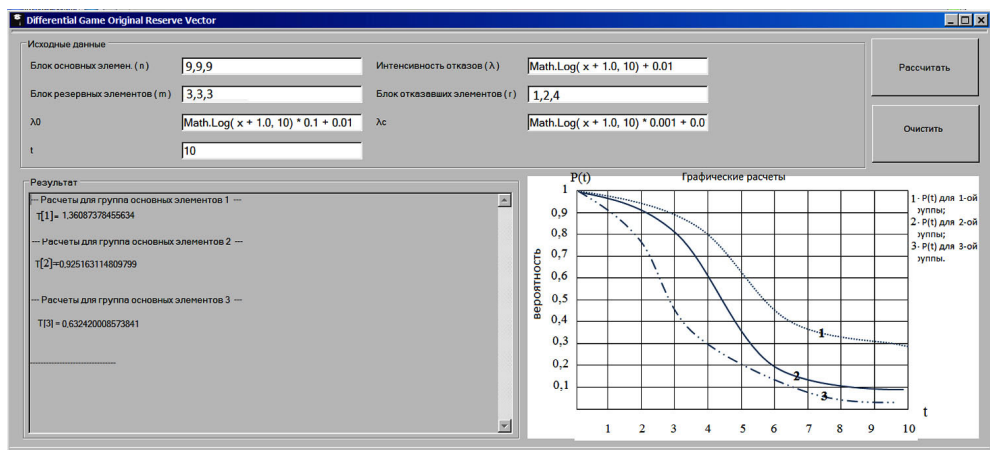


Рис. 4. Результаты вычислений

Для исследуемой аппаратно-избыточной технической системы в программном обеспечении выполняются следующие функции:

- ввод исходных данных;
- расчет вероятности безотказной работы технической системы;
- расчет среднего времени работы технической системы до полного отказа в процессе конфликта;
- графическая иллюстрация вывода изменения вероятности безотказной работы технической системы для каждой заданной группы элементов технической системы.

При запуске программы (рис. 2) пользователю необходимо ввести основные параметры программы, характеризующие вычислительный алгоритм:

- n — количество основных функциональных блоков,
- m — количество резервных блоков,
- q — количество групп,
- параметр r_i , характеризующий допустимое расположение подряд отказавших основных блоков в i -ой группе,
- t — время работы технической системы в процессе конфликта,
- $\lambda_i(t)$ — интенсивность отказов основных функциональных блоков,
- $\lambda_0(t)$ — интенсивность отказов резервных блоков,
- $\lambda_c(t)$ — интенсивность отказов подключения резервных блоков вместо отказавших.

Интенсивность отказов компонентов исследуемой системы в программе задана логарифмической функцией. Пользователь может вручную изменять функцию интенсивности отказов по логарифмическому, экспоненциальному, линейному законам, имитируя атаки противника.

Блок отказавших элементов r_i заполняется по правилу, описанному в постановке задачи. Если данное правило не соблюдается, программа выдает ошибку.

В диалоговом меню программного обеспечения находятся кнопки «Рассчитать», «Очистить». Кнопка «Рассчитать» предназначена для ввода и формирования отчета результатов вычислений. Для того чтобы удалить введенные параметры, достаточно нажать на кнопку «Очистить».

После ввода всех параметров аппаратно-избыточной технической системы пользователю необходимо нажать на кнопку «Рассчитать». Начнется этап расчета результатов. В этот момент кнопки «Рассчитать» и «Очистить» станут недоступными для работы. В нижней части окна программы сформируется результат вычислительных действий, состоящий из двух блоков «Численные расчеты», «Графические расчеты» (рис. 4).

На вкладке «Графические расчеты» после выполнения вычислений будут отображаться графики вероятности безотказной работы аппаратно-избыточной технической системы для каждой группы элементов. Так, например, в табл. 1 представлены

Группа q	Блок основных элементов $n=27$	Блок резервных элементов $m=9$	Количество отказавших элементов $г$	Среднее время жизни системы T
1	9	3	1	1,3608
2	9	3	2	0,9251
3	9	3	4	0,6324

результаты для трех групп элементов, заданных в исходных данных программы.

$P(1)$, $P(2)$, $P(3)$ — графики вычислений вероятности безотказной работы технической системы для первой, второй, третьей группы элементов соответственно. На вкладке «Численные расчеты» будут отображаться расчеты среднего времени работы технической системы для каждой группы основных блоков.

Таким образом, разработанное и зарегистрированное в фонде электронных ресурсов [9] программное обеспечение позволяет выполнить численные эксперименты для описанного выше алгоритма, учитывая приведенные особенности задачи и находить оптимальные решения исходя из стратегии атакующей стороны.

Библиографический список

1. Нартов Б. К. Управление подвижными объектами. Формализация и модели. Омск: Изд-во ОмГУ, 2002. 83 с.
2. Лефевр В. А. Конфликтующие структуры. М.: Советское радио, 1973. 159 с.
3. Potapov V. I. Model and Numerical Solving Algorithm of Counteraction Problem for Two Restored after Failure Redundant Engineering Systems // Journal of Automation and Information Sciences. 2015. Vol. 47. P. 41–51.
4. Потапов В. И. Противоборство технических систем в конфликтных ситуациях: модели и алгоритмы: моногр. Омск: Изд-во ОмГУ, 2015. 168 с.
5. Потапов В. И., Горн О. А. Математическая модель, метод решения и программное обеспечение для поиска и ис-

следования оптимальных стратегий поведения в конфликтных ситуациях двух динамических систем // Омский научный вестник. Сер. Приборы, машины и технологии. 2016. № 5 (149). С. 142–147.

6. Вентцель Е. С. Исследование операций. М.: Советское радио, 1972. 550 с.

7. Козлов Б. А., Ушаков И. А. Справочник по расчету надежности аппаратуры радиоэлектроники и автоматики. М.: Советское радио, 1975. 472 с.

8. Сачков В. Н. Комбинаторные методы дискретной математики. М.: Наука, 1978. 486 с.

9. Потапов В. И., Горн О. А. Программное обеспечение «Программа для вычисления характеристик надежности аппаратно-избыточной системы, участвующей в конфликтной ситуации»: свидетельство о регистрации электронного ресурса. М.: ОФЭРНиО, 2016. № 22230 от 25.10.2016.

ПОТАПОВ Виктор Ильич, доктор технических наук, профессор (Россия), заведующий кафедрой «Информатика и вычислительная техника», заслуженный деятель науки и техники РФ.

Адрес для переписки: ivt@omgtu.ru

ГОРН Ольга Анатольевна, аспирантка, ассистент кафедры «Информатика и вычислительная техника».

Адрес для переписки: Anatole4ka@yandex.ru

Статья поступила в редакцию 21.02.2017 г.

В. И. Потапов, О. А. Горн

Книжная полка

Хорев, П. Объектно-ориентированное программирование с примерами на C# : учеб. пособие. – М. : Инфра-М, Форум, 2016. – 200 с. – ISBN 978-5-00091-144-0, 978-5-16-011516-0.

В учебном пособии представлены основы объектно-ориентированного программирования и его особенности применительно к языку C#. Подробно рассмотрены классы потокового ввода-вывода, контейнерные классы для создания динамических структур данных (коллекций), классы обработки исключений. Изложены принципы создания и функционирования приложений для операционной системы Microsoft Windows в среде системы программирования Microsoft Visual Studio с использованием технологий Windows Forms и Windows Presentation Foundation (WPF). Представлены методы и средства создания пользовательского интерфейса: меню, окон диалога с элементами управления, панелей управления и строк состояния. Рассмотрены принципы работы с документами в приложениях Windows на основе объектно-ориентированного подхода: просмотр и редактирование документов с использованием элементов управления, применение стандартных диалогов Windows, сохранение документов во внешней памяти и их восстановление (загрузка) из нее, печать документов, организация связи между типом документов и приложением. Пособие предназначено для студентов высших учебных заведений, обучающихся по направлениям 01.03.02 «Прикладная математика и информатика» и 09.00.00 «Информатика и вычислительная техника», будет полезно всем интересующимся методами и средствами программирования.

К ВОПРОСУ О СИНТЕЗЕ РЕИНЖИНИРИНГА БИЗНЕС- ПРОЦЕССОВ И ЭКСПЕРТНЫХ СИСТЕМ

В данной статье рассмотрена возможность совместного использования реинжиниринга бизнес-процессов и создания экспертных систем для достижения наибольшей эффективности экспертной системы и снижения времени на ее разработку. Также рассмотрено совместное ведение разработки аналитика и разработчика исходя из их целей для более продуктивного ведения работы и достижения высоких результатов разработок. В статье приведена схема, объединяющая их работу на основе этапов реинжиниринга бизнес-процессов и этапов разработки экспертных систем.

Ключевые слова: реинжиниринг бизнес-процессов, экспертные системы, информационные технологии.

На сегодняшний день не вызывает сомнений все возрастающее значение и использование реинжиниринга бизнес-процессов. Множество аналитиков автоматизируют системы для достижения высокой экономической эффективности предприятий и/или их подразделений. Но если сравнить цели построения бизнес-моделей и создания/разработки экспертных систем, то можно обнаружить, что они схожи. Возникает вопрос, как их использовать совместно и достижимо ли это, а также какие именно этапы автоматизации заменить тем или иным этапом разработки.

Хорошо известно, что реинжиниринг по своей сути — это переосмысление процессов для получения/улучшения каких-либо показателей. В качестве показателей могут выступать как экономическая эффективность, так, например, и время. Традиционно улучшаемые процессы носят название бизнес-процессов, а само улучшение именуют, как правило, инновациями [1].

Бизнес-процесс, в свою очередь, — это система (в основном регламентированных) видов деятельности [2]. К типовым (обычным) БП относятся: выполнение заказов, разработка стратегии продажи или разработки инновационного продукта. Для организационного улучшения управления БП аналитиками используются различные пути, такие как упрощение БП путем замещения последовательных действий — параллельными, обобщение информации, соединение структурных подразделений/ресурсов и присвоение БП различных наименований.

Важно понимать, что команды аналитиков могут делиться на краткосрочные и долгосрочные. При краткосрочных (недолго действующих) выполняется нетиповая работа — нестандартная. При долгосрочных, как правило, типовая или рутинная работа. Поэтому для согласованной работы той или иной команды нужно использовать основной регламент, а именно: предельно точное описание целей, разработку бюджета, распознавание

ключевых ролей и, естественно, мониторинг с выявлением ошибок.

Из вышперечисленного можно выделить основную задачу реинжиниринга БП (далее РБП): достижение улучшений путем перепроектирования процесса таким образом, чтобы увеличить экономическую эффективность, а остальные показатели (время, затраты, персонал) уменьшить [3].

В процессе реализации РБП аналитики выделяют четыре наиболее значимые стадии: планирование, реинжиниринг, преобразование и, в конечном итоге (при удачных предыдущих), — внедрение. Эти стадии проводятся при соблюдении основных правил ESIA (Erase – Simplify – Integrate – Automate или уничтожение – упрощение – объединение – автоматизация (УУОА)).

Если упростить правила ESIA относительно реинжиниринга, то можно получить модель реализации РБП (рис. 1).



Рис. 1. Реализация реинжиниринга бизнес-процессов

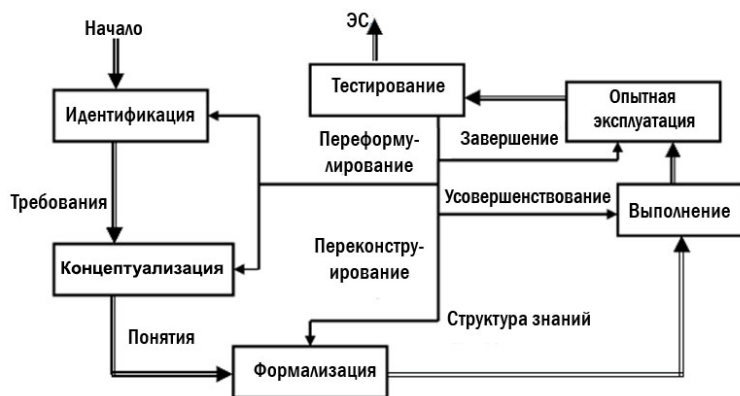


Рис. 2. Реализация разработки экспертной системы

Первый этап подразумевает последовательное исключение (вычеркивание) абсолютно всех операций, которые не связаны с добавлением/приобретением ценностей. Это основная и весьма актуальная задача, в которой категорически недопустимы ошибки [4]. Второй этап упрощает все, что осталось после первого, а третий, при возможности, объединяет оставшиеся БП в один для облегчения достижения целей. Важно понимать, что третий этап может выполняться лишь при необходимости. Конечный этап предполагает использование информационных технологий и/или роботехнического оборудования. Именно на этом этапе возникает необходимость в использовании/разработке экспертной (интеллектуальной) системы.

Интеллектуальные системы имеют прямое отношение к информационным технологиям и компьютерным системам [5]. Они реализуют определенные черты интеллекта, которые способны выполнять неформализуемые задачи. Архитектура ЭС проста и сложна одновременно — это решатель задач в определенной информационной среде с интеллектуальным интерфейсом, где в роли решателя выступает рассуждатель (сборщик predetermined/базовой информации), вычислитель (выборщик наиболее оптимального решения) и, конечно же, синтезатор. Информационная среда обязательно должна иметь базу знаний и/или факторов, к которой, собственно, и будет подключен вычислитель. Посредством этой архитектуры и будет вестись непосредственный интерактивный диалог пользователя ЭС и вычислителя. Интеллектуальный интерфейс способствует этому диалогу и поэтому должен быть спроектирован в соответствии с основным стандартом разработки.

Интеллектуальные системы делятся на информационные, экспертные, расчетные, гибридные и рефлексорные [6]. Каждая из систем решает определенные задачи. В зависимости от задачи, разработчик понимает, какую ИС ему необходимо разрабатывать (в данной работе основное предпочтение отдавалось экспертным системам). Задачи, решаемые ИС, — это интерпретация (как основная традиционная задача), диагностика (как процесс обнаружения некорректной работы/неисправности), мониторинг, проектирование (здесь важно вспомнить основные этапы РБП), прогнозирование следствия событий из их анализа, планирование, обучение (предельно важная черта ЭС), управление (встречается не во всех ИС), и важная поддержка принятия основных решений (как совокупность процедур, осуществля-

ющих облегчение принятия решения путем вывода неоспоримых тезисов, которые были ранее заложены в БД) [7].

Из всего вышеописанного можно понять, что ЭС способны частично заменять специалистов определенных категорий в решении типовых задач.

ЭС функционируют в двух режимах: в режиме заполнения БД и режиме консультации (общения) с конечным пользователем. Все это позволяет использовать данные системы практически во всех сферах деятельности (классификация осуществляется исходя из рода деятельности). Классификация, однако, этим не ограничивается, существуют также статистические, динамические и квазидинамические ЭС [8].

Теперь рассмотрим наиболее важные этапы разработки ЭС. Это этап идентификации проблем, в ходе которого определяются задачи, которые нуждаются/подлежат улучшению/автоматизации; этап извлечения знаний и разработки актуальной базы знаний информационной системы; этап структурирования знаний, в котором формируются основные понятия и их взаимосвязи/взаимодействия; этап формализации (так сказать, осуществление заполнения основным экспертом области БЗ или БД). Далее идут два не менее важных этапа — реализации и тестирования.

На рис. 2 показан весь путь разработки экспертной системы.

Рассмотрение реинжиниринга бизнес-процессов и экспертных систем под таким углом зрения позволяет поставить вполне логичный вопрос о степени их пересечения между собой.

Заметим, что этапы применения РБП, безусловно, позволяют считать, что информационные технологии дают мощный эффект и хорошие результаты [4].

Логично предположить, что в процессе реинжиниринга бизнес-процессов предпринимательской деятельности нам может понадобиться экспертная система.

В таком случае первые три этапа разработки ЭС можно взять из РБП и сразу приступить к главному этапу ЭС — формализации. Однако в этом случае может произойти конфликт аналитика БП и разработчика ЭС. То есть аналитик должен предельно ясно донести до разработчика всю собранную информацию и идеи по автоматизации.

Исходя из критериев реинжиниринга бизнес-процессов, команды аналитиков делят на долгосрочные и краткосрочные для эффективной работы.

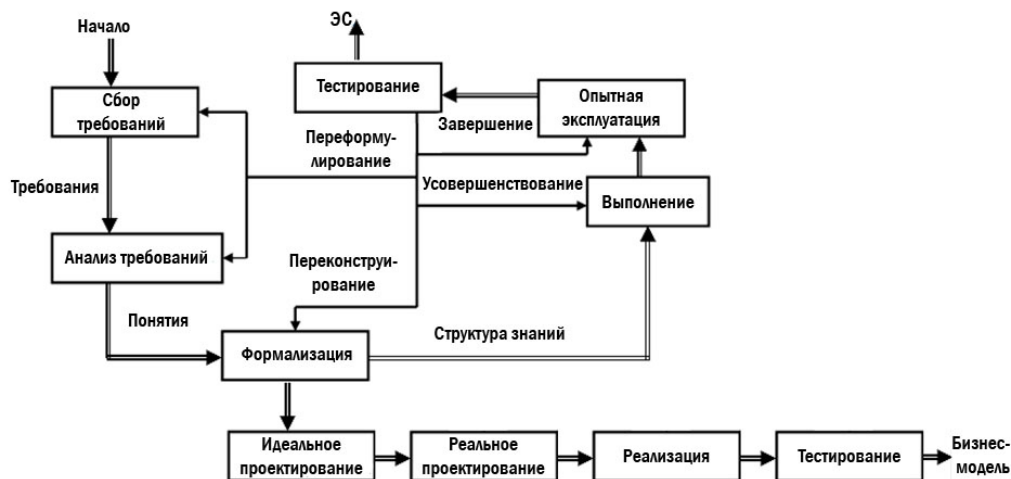


Рис. 3. Реализация совместной разработки экспертной системы и реинжиниринга бизнес-процессов

Предполагается, что скоординированные действия таких команд могут значительно улучшить эффективность бизнес-процессов.

В случае если в качестве аналитика и разработчика будет выступать один и тот же человек, он, систематизируя в удобном для себя ключе информацию, сможет в кратчайшие сроки разработать качественную ЭС.

Вывод. Экспертные системы и реинжиниринг бизнес-процессов во многом имеют схожие цели. Если собрать воедино полученную информацию, можно получить эффективную схему совместной реализации реинжиниринга бизнес-процессов и разработки экспертных систем (рис. 3).

Как видно из полученной схемы (рис. 3), произошло слияние реинжиниринга бизнес-процессов и разработки экспертных систем (рис. 1–2). Важно понимать, что, если при разработке экспертной системы понадобится переформулирование и полученная информация будет кардинально отличаться от ранее полученной, может потребоваться перепроектирование моделей со стороны реинжиниринга и полученная бизнес-модель может отличаться от ранее полученной. Та же ситуация будет происходить и в обратную сторону. Также, если переформулирование касается, например, лишь требований от экспертной системы, то бизнес-модель не изменится. Как именно будут меняться требования, как раз и определится в совместной работе команды аналитиков и разработчиков.

Библиографический список

1. Оболенский Н. Практический реинжиниринг бизнеса. Инструменты и методы для эффективного изменения. М.: Эко-Трендз, 2004. 176 с.

2. Уотермен Д. Руководство по экспертным системам: пер. с англ. / под ред. В. Л. Стефанюка. М.: Мир, 1989. 388 с.

3. Переверзев В. Н. Логистика. Справочная книга по логике. М.: Мысль, 1995. 221 с.

4. Диго С. М. Проектирование и использование баз данных. М.: Финансы и статистика, 1995. 208 с.

5. Джозеф Джарратано, Гари Райли. Экспертные системы: принципы разработки и программирование: пер. с англ. М.: Издат. дом Вильямс, 2006. 1152 с.

6. Питер Джексон. Введение в экспертные системы. 3-е изд. М.: Вильямс, 2001. С. 624.

7. Марселлус Д. Программирование экспертных систем на Турбо Прологе: пер. с англ. М.: Финансы и статистика, 1994. 256 с.

8. Таунсенд К., Фохт Д. Проектирование и программная реализация экспертных систем на персональных ЭВМ / пер. с англ. В. А. Кондратенко, С. В. Трубицына. М.: Финансы и статистика, 1990. 320 с.

ДУДОЛАДОВ Алексей Сергеевич, магистрант гр. ПИМ-151 факультета «Элитное образование и магистратура» Омского государственного технического университета (ОмГТУ); специалист отдела программных разработок ГК «Сатори-Партнер», г. Омск.

Адрес для переписки: agonia_alex@mail.ru

ГЕГЕЧКОРИ Евгений Трдатович, кандидат технических наук, доцент (Россия), доцент кафедры «Математические методы и информационные технологии в экономике» ОмГТУ.

Адрес для переписки: getnbn@inbox.ru

Статья поступила в редакцию 10.02.2017 г.

© А. С. Дудолодов, Е. Т. Гегечкори