

ПРОБЛЕМА НАДЕЖНОГО ВЫПОЛНЕНИЯ СЛОЖНЫХ НАБОРОВ ЗАДАЧ В УПРАВЛЯЮЩИХ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМАХ

В. В. Елисеев⁽¹⁾, В. В. Игнатущенко⁽²⁾

⁽¹⁾ НПО «Импульс», г. Северодонецк, Украина;

⁽²⁾ Институт проблем управления им. В. А. Трапезникова РАН, г. Москва

Для обеспечения надежного выполнения сложных наборов взаимосвязанных задач, со случайными временами их реализации, в управляющих параллельных вычислительных системах, предложена новая компьютерная технология, базирующаяся на статическом прогнозировании времен выполнения задач. Под надежным выполнением задач понимается их реализация за время, не превышающее заданное директивное время с требуемой вероятностью. Предложен принципиально новый подход к интеллектуальному динамическому управлению параллельными вычислительными процессами.

ВВЕДЕНИЕ. ОСНОВНЫЕ ПОНЯТИЯ

Существуют особо ответственные применения вычислительных систем, и в первую очередь, — в контурах управления реального времени, где время реакции, «отклика» ВС жестко лимитируется требованиями и особенностями объекта управления, зачастую — в условиях случайных изменений поведения объекта или его параметров. Вот примеры: верхние уровни управления сложными объектами типа атомных реакторов, управление полетами летательных аппаратов, включая космические, управление разветвленными быстропротекающими физическими и химическими технологическими процессами, и пр.

Поэтому наиболее важным критерием эффективности ВС, функционирующих в таких контурах, является способность ВС решить требуемый (заданный пользователем) набор задач управления за время, не большее заданного директивного времени. В связи с этим, для параллельных управляющих ВС реального времени в работе [1] впервые было введено понятие *надежного выполнения* требуемых наборов задач.

Под *надежным выполнением* конкретного набора задач, задаваемого пользователем, в параллельной управляющей ВС понимается выполнение их за время, не превышающее заданное (пользователем) директивное

время T_{\max} с *требуемой* (удовлетворяющей пользователя) *вероятностью* D [1].

В понятии надежного выполнения задач, *отказ* управляющей ВС трактуется не только как потеря ее работоспособности, но и как невыполнение требуемых задач за время T_{\max} [1]. *Такой отказ может иметь место даже при безукоризненном, безотказном функционировании аппаратуры и программного обеспечения ВС.* Его причинами могут быть внезапные изменения параметров объекта управления из-за случайных динамических изменений условий его функционирования или параметров окружающей среды, случайные изменения числа заявок к управляющей ВС, логические ветвления в программах параллельных задач и между задачами, случайные изменения объемов данных и объемов вычислений по программам задач, конфликты на общих ресурсах параллельных ВС, и пр. Разумеется, время выполнения задач может существенно увеличиваться и превышать директивное время из-за случайных неисправностей — сбоев или отказов — компонентов ВС.

Отметим также следующее чрезвычайно важное обстоятельство: в современных системах управления сложными объектами и процессами на основе ВС обычно решаются и задачи *оптимизации*, имеющие, как правило, поисковый и (или) итерационный характер, с заранее непредсказуемым числом шагов или итераций.



Вследствие случайного характера указанных явлений и эффектов, времена выполнения задач и их фрагментов (программных модулей), а также наборов задач в целом рассматриваются нами, в общем случае, как *случайные* величины, а процесс выполнения наборов задач в *параллельных* управляющих ВС (на которые ориентировано наше исследование) — как *случайный процесс*. В связи с этим возникают принципиальные, нетривиальные в решениях вопросы: можно ли оценить *вероятность* успешного завершения требуемого набора задач (в условиях упомянутых неопределенностей) за заданное директивное время на ВС с заданной или предполагаемой производительностью вычислительных ресурсов? Или наоборот: какова вероятность невыполнения этих задач, т. е. отказа ВС (в оговоренном выше смысле), за заданное директивное время? Можно ли вычислить «угрозу» такого отказа непосредственно при выполнении задач в ВС? Как управлять вычислительными процессами, чтобы предотвратить или уменьшить эту угрозу? Или даже такая проблема: как заранее «подсказать» директивное время, при котором реально обеспечивалось бы надежное выполнение конкретного набора задач в каждом сеансе управления?

Применительно к управляющим параллельным ВС, включая параллельные управляющие ПТК [2], проблема оценок такого рода получила название *математического прогнозирования* времени выполнения сложных наборов задач (программных комплексов), [1, 3–6]. Принципиально, что эти наборы рассматриваются в наиболее трудоемких версиях — с произвольными информационными и логическими связями между задачами — и потому названы *комплексами взаимосвязанных работ* — задач и (или) их параллельно-последовательных фрагментов (подзадач, процессов), а в общем случае — программных модулей.

Принятые сокращения:

ВС — вычислительная система;
 КВР — комплекс взаимосвязанных работ;
 МВС — многопроцессорная вычислительная система;
 МКМД — множество команд и множество данных;
 ОМП — обрывающийся марковский процесс;
 ОП — обслуживающий прибор;
 ПТК — программно-технические комплексы;
 СМО — система массового обслуживания.

Формально под математическим (статическим) прогнозированием времени выполнения конкретного, заданного пользователем КВР понимается определение в статике (т. е. до реализации задач в ВС) стохастических оценок времени T реализации КВР (среднего значения, дисперсии, а главное — функции $F(t)$ распределения времени T) и определение вероятности D завершения КВР за время, не превышающее заданное T_{\max} , на параллельной ВС с заданной конфигурацией и производительностью ее вычислительных ресурсов [1].

1. СОСТОЯНИЕ ПРОБЛЕМЫ

Наибольшее число результатов по прогнозированию времени выполнения наборов взаимосвязанных задач в параллельных ВС получено для «детерминистских» пос-

тановок — в предположении, что время решения каждой задачи заранее известно (а не является случайной величиной, как в нашем подходе). Зачастую, например, время выполнения набора взаимосвязанных задач оценивается как сумма времен (либо заранее известных, либо средних, либо предполагаемых значений) выполнения задач вдоль некоторых путей в графе задач. Для нас же наибольший интерес представляют исследования, в которых рассматриваются *случайные* времена выполнения задач. Поэтому «идеологически» к рассматриваемой проблематике — прогнозированию времени выполнения задач управления — близки вероятностные модели, оценивающие способность ВС к выполнению заданного набора работ за ограниченное время, а также вероятностные подходы к прогнозированию производительности ВС на ранних этапах их проектирования (см., например, обзор [7]). Наиболее представительными, и «близкими по духу» к нашей проблематике являются, по мнению авторов, работы [8, 9]. В первой из них приводится вероятностная модель для оценки математического ожидания и дисперсии времени выполнения набора задач, а в другой — вычисляется среднее время отклика программы, представленной в виде графа задач, с использованием «уровня узла или задачи» в графе. Вообще, в указанных и других известных авторам исследованиях, всюду оцениваются *не распределения* времени выполнения наборов взаимосвязанных задач, а *границы* значений параметров распределений (прежде всего, первого момента).

В целом, в указанных выше и других известных авторам исследованиях по прогнозированию времени выполнения наборов взаимосвязанных задач со *случайными* временами их реализации, прогнозирование этого времени осуществляется *только в статике* (т. е. до выполнения задач в ВС) и ограничивается оценками либо средних времен наступления некоторых событий, либо границ интервалов значений искомых времен (включая оценки «наихудшего случая»), т. е. «точечными» оценками, — совершенно недостаточными для прогнозирования и анализа поведения процессов *в динамике* и оперативного управления ими в ходе выполнения задач в управляющих ВС реального времени, на которые ориентировано наше исследование.

В отличие от известных подходов, в данной работе исследуется и обобщается проблема *оперативного, динамического управления* параллельно-последовательными вычислительными процессами для обеспечения *надежного выполнения* сложных наборов задач — КВР — на основе математического (статического) прогнозирования времени их реализации в параллельных управляющих ВС, а также на основе оперативного анализа и *динамического уточнения* статических прогнозов непосредственно в процессе выполнения наборов взаимосвязанных работ (т. е. в реальном времени).

В Институте проблем управления РАН (г. Москва) с участием НПО «Импульс» (г. Северодонецк, Украина) сформулирована и развивается *общая методология* решения этой проблемы. «Общая» — поскольку методология применима для анализа выполнения сложных наборов задач и управления процессами как в однородных [1–5], так и в неоднородных [6] управляющих МВС класса

МКМД (со многими потоками команд и данных), а также в управляющих ВС с распределенной структурой, в частности — в ПТК [2, 10]. Принципиальные особенности этой методологии, помимо ее применимости для параллельных ВС различных классов, заключаются в следующем:

- в основу ее положен анализ выполнения наборов взаимосвязанных задач — КВР — и (или) их фрагментов с произвольными информационными и логическими связями между ними, со случайными временами реализации работ КВР;

- управление процессами базируется на вычислениях (в статике) и использовании (в динамике) математических прогнозов, включая функции распределения $F(t)$ времен выполнения как КВР в целом, так и его фрагментов;

- восстановление функций распределения $F(t)$ позволяет определять вероятности успешного завершения (или невыполнения) каждого заданного пользователем КВР и (или) его фрагментов за требуемое директивное время T_{\max} в данной параллельной управляющей ВС, вычислять «угрозу» отказа (в оговоренном выше смысле) непосредственно при выполнении КВР в ВС и пр.

В такой комплексной постановке проблема впервые была сформулирована в работе [1].

2. ИСХОДНЫЕ ДАННЫЕ И БАЗОВАЯ МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ

Для решения задачи математического (статического) прогнозирования в данной работе используются следующие исходные данные.

В качестве параллельных ВС здесь для определенности будут иметься в виду МВС класса МКМД, состоящие из k однотипных процессоров с общей оперативной памятью — например, как в работе [11].

Пользователем задается (по аналогии с работами [1, 3–5]) КВР в виде простого ориентированного графа $G(A, H)$ с конечным числом N вершин, где вершина $a_j \in A$ соответствует j -й работе ($j = 1, \dots, N$), а множество дуг H отображает информационно-логические связи между работами. На рис. 1 в качестве примера представлен граф КВР, состоящий из $N = 23$ вершин; этот пример мы и будем использовать во всем последующем изложении для иллюстрации нашего подхода. Для простоты пояснений выбран граф КВР без логических ветвлений и циклов между работами, причем граф G имеет только одну входную и только одну выходную висячие дуги, соответствующие начальной и конечной вершинам (работам) графа КВР.

Работа a_j считается предшественником по отношению к работе a_s , если имеется дуга $(a_j, a_s) \in H$; в этом случае работа a_s является преемником по отношению к работе a_j . Каждая работа считается готовой к выполнению, если выполнены все ее предшественники (в нашем примере). В каждый момент времени на одном процессоре МВС может выполняться только одна работа (один программный модуль). При этом в программном модуле каждой работы допускается произвольное число логи-

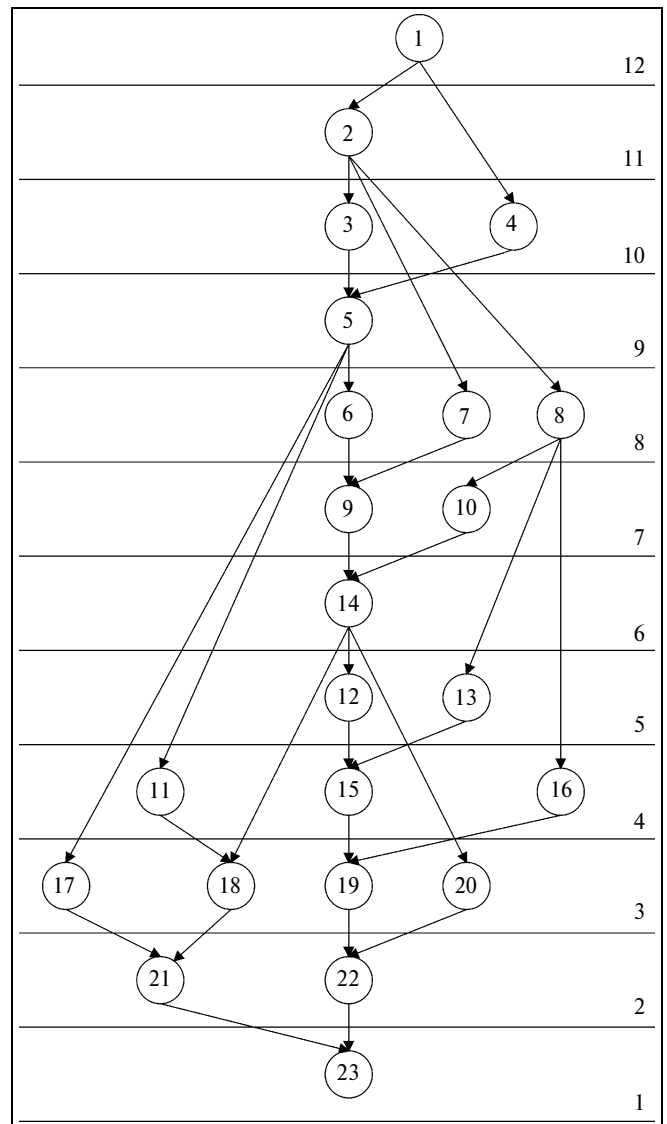


Рис. 1. Пример графа КВР

ческих ветвлений и циклов; из-за этого, в частности, время выполнения каждой работы рассматривается в нашем подходе как случайная величина, — наряду с другими причинами, указанными во Введении.

Каждая работа $a_j, j \in (1, \dots, N)$, характеризуется случайным временем обслуживания t_j , распределенным по экспоненциальному закону с параметром $\mu_j = 1/M[t_j]$, соответствующим интенсивности обслуживания конкретной работы a_j .

Конечно же, реальный закон распределения времени t_i в общем случае может быть неизвестен; обычно оказывается известным (или задается, или предполагается пользователем) лишь среднее значение случайной величины t_i . В нашем подходе выбор именно экспоненциального распределения для t_i обосновывается и мотивируется следующим образом. Получаемые при таком распределении значения прогнозов (например, среднего



времени \bar{T} выполнения КВР) являются худшими — наиболее «пессимистическими» (т. е. *верхними*) — в том смысле, что при других законах распределения (с коэффициентами вариации $c < 1$, [12]) прогнозируемые значения времени выполнения КВР и его фрагментов (в частности — \bar{T}) были бы меньше (т. е. лучше), а вероятность успешного завершения КВР за заданное директивное время была бы большей, чем при экспоненциальном законе распределения времени t_j . Заметим, однако, что при законах распределения случайных величин t_j с коэффициентами вариации $c > 1$ (например, при гиперэкспоненциальном распределении [12]) времена выполнения КВР и его фрагментов могут оказаться еще хуже (т. е. больше), чем при экспоненциальном распределении времени t_j , принятом для расчета прогнозов.

Таблица 1

Таблица связности вершин (работ) КВР

Номер работы a_j	Предшественники	Преемники	$M[t_j, \tau]$	μ_j	Ранг r_j	Связность b_j	
1	2	3	4	5	6	7	
1	—	2, 4	150	0,0067	12	2	
2	1	3, 7, 8	30	0,0333	11	3	
3	2	5	160	0,0063	10	1	
4	1		80	0,0125			
5	3, 4	6, 11, 17	70	0,0143	9	3	
6	5	9	120	0,0083	8	1	
7	2		170	0,0059			
8		10, 13, 16	50	0,0200	3		
9	6, 7	14	130	0,0077	7	1	
10	8		150	0,0067			
11	5	18	100	0,0100	4		
12	14	15	160	0,0063	5		
13	8		100	0,0100			
14	9, 10	12, 18, 20	40	0,0250	6	3	
15	12, 13	19	30	0,0333	4	1	
16	8		170	0,0059			
17	5	21	100	0,0100	3		1
18	11, 14		70	0,0143			
19	15, 16	22	130	0,0077	2	1	
20	14		80	0,0125			
21	17, 18	23	120	0,0083	2		1
22	19, 20		50	0,0200			
23	21, 22	—	40	0,0250	1	0	

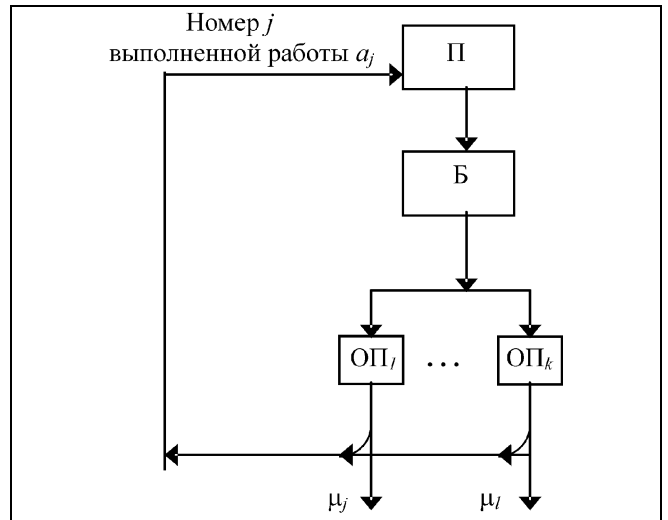


Рис. 2. Структурная схема математической модели

Граф G заданного пользователем КВР описывается таблицей связности его вершин (см., например, работу [11]). Таблица содержит N строк (по числу вершин графа), в каждой из которых указываются номер j работы a_j , номера работ (вершин) — предшественников и преемников данной работы, а также среднее время ее выполнения $M[t_j]$ в некоторых условных тактах τ и/или интенсивность ее обслуживания μ_j (табл. 1, столбцы 1—5). Значение и смысл двух последних столбцов в табл. 1 будут пояснены далее.

Среднее время выполнения каждой работы t_j задается *пользователем*. Если же это время лишь априорно предполагается, то пользователь может задавать и апробировать спектр средних значений t_j — это приводит к увеличению объема программного моделирования в статике, но не приводит к изменению рассматриваемой методологии.

Для каждого КВР *пользователем* задается директивное время его выполнения T_{\max} .

Процесс выполнения КВР в МВС представляется математической моделью в виде однофазной СМО, рис. 2, содержащей $k \geq 2$ обслуживающих приборов — ОП (соответствующих процессорам МВС), буфер B для готовых к выполнению работ, которые поступают из пула P , содержащего в исходном состоянии N работ. Модель функционирует в непрерывном времени.

Эта математическая модель названа базовой [1, 3—5], поскольку является основой для всех ее модификаций, используемых для прогнозирования выполнения как КВР в целом, так и его фрагментов, в параллельных ВС различных типов (упоминавшихся в § 1) и вообще в нашем подходе.

Модель функционирует следующим образом. В начальный момент времени в систему ($B, ОП$) поступает из пула P одна заявка — «начальная» работа a_1 , которая немедленно начинает обслуживаться на одном из ОП с интенсивностью μ_1 . По завершению обслуживания

работы a_1 (в общем случае — a_j) в ОП она покидает систему, «передавая» свой номер в пул Π , из которого выбираются в буфер B те приемники работы a_j , которые оказались готовы к выполнению (т. е. выполнены все их предшественники); номера этих работ однозначно устанавливаются по таблице связности вершин графа G (табл. 1, столбец 3). Из буфера B заявки выбираются — по некоторой заданной пользователем дисциплине (критерию диспетчеризации) — на обслуживание в незанятые ОП. Система массового обслуживания функционирует до тех пор, пока в пуле Π и в системе не иссякнут заявки.

Пусть T — время жизни системы (время выполнения КВР из N работ). Функционирование такой СМО можно описать ОМП $X(t)$, $t \in [0, T)$ над следующим множеством состояний:

$$X = \{(m; \vec{i}_w; \vec{i}_n) : m = \overline{0, N-1}; w = \overline{0, N-2}; n = \overline{1, k}\},$$

где m — число работ, находящихся в пуле Π в момент t ; $\vec{i}_w = i_1, \dots, i_w$; $\vec{i}_n = j_1, \dots, j_n$; причем i_1, \dots, i_w — номера работ, ожидающих в буфере B , w — число таких работ; j_1, \dots, j_n — номера работ, находящихся на обслуживании в ОП, n — число этих работ; k — число ОП.

В каждый момент t в системе (B , ОП) находятся $w + n$ работ. Начальным состоянием процесса $X(t)$ является состояние $X(0) = (N-1; 0, \dots, 0; 1, 0, \dots, 0)$, при котором в пуле Π находится $N-1$ работ, буфер B пуст, а на обслуживании в ОП находится работа с номером 1 (работа a_1). Процесс обрывается, т. е. переходит в поглощающее состояние $X(T) = (0; 0; 0)$ после завершения обслуживания «конечной» работы a_N (после выполнения всех N работ заданного КВР).

3. РАСЧЕТЫ БАЗОВОЙ МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ — ПРОГНОЗИРОВАНИЕ ВРЕМЕНИ ВЫПОЛНЕНИЯ КВР И ЕГО ФРАГМЕНТОВ

Реализация принципа математического (статического) прогнозирования времени выполнения как КВР в целом, так и его фрагментов, разделяется на следующие процедуры.

Процедура 1. По алгоритму, описанному в работе [3], для базовой математической модели и заданного КВР строится граф переходов P (при заданном k) и матрица интенсивностей Q процесса $X(t)$. Алгоритм [3] включает в себя процедуру определения работ, готовых к выполнению, а также работ, выбираемых на обслуживание в ОП по самым различным дисциплинам диспетчеризации.

Фрагмент графа переходов P процесса $X(t)$ при выполнении КВР, граф которого изображен на рис. 1, при числе ОП $k = 2$ приведен на рис. 3 (этот фрагмент мы будем использовать в изложении и последующих процедурах). Здесь для каждого состояния указаны: m — число работ, остающихся в пуле Π ; i_1, \dots, i_w — номера работ, ожидающих в буфере B (над чертой в обозначении состояния); j_1, \dots, j_n — номера работ, находящихся на обслуживании в ОП (под чертой). При дугах, соот-

ветствующих переходам процесса из каждого состояния X_p , приспаны интенсивности переходов μ_j , где j — номер работы, завершение которой приводит к изменению состояния X_p . Граф P построен для случая, когда заявки выбираются из буфера B на обслуживание в незанятые ОП по известному критерию диспетчеризации «выбор работы с максимальным рангом r_j /степень связности b_j » вершины a_j [3, 11]; эти параметры для каждой из работ рассматриваемого КВР приведены в табл. 1, столбцы 6 и 7. Под связностью b_j вершины a_j здесь имеется в виду число приемников последней.

Состояния ОМП $X(t)$ нумеруются по правилам упорядочения состояний множества X [3], а именно: состояния нумеруются и упорядочиваются по убыванию или невозрастанию значений параметра m (текущее число работ в пуле Π); состояния с одинаковыми значениями m упорядочиваются по убыванию или невозрастанию значений $w + n$ (число работ в системе), см. рис. 3. При таком упорядочении состояний множества X матрица Q интенсивностей переходов ОМП $X(t)$ оказывается *нижней треугольной матрицей*, что является необходимым условием для определения, по методу [13], функции распределения $F(t)$ времени выполнения КВР в целом.

Процедура 2. Расчет базовой математической модели позволяет определить среднее время \bar{T} выполнения каждого заданного КВР и, используя метод [13], восстановить функцию распределения $F(t)$, которая позволяет, в свою очередь, определить вероятность D завершения каждого конкретного КВР за заданное директивное время T_{\max} . Важно отметить, что расчет функции $F(t)$ не зависит от задаваемых значений T_{\max} .

Вообще, *вероятность D* завершения КВР за время T_{\max} играет ключевую роль в нашем подходе. С одной стороны, значение D может задаваться пользователем в качестве параметра *надежного выполнения* КВР: например, заданное значение $D = 0,9$ означает, что вероятность завершения КВР за директивное время T_{\max} должна быть не менее 0,9. С другой стороны, реально достигаемое значение D при заданном T_{\max} может быть определено по функции распределения $F(t)$, рассчитываемой по методу [13]. Так, для КВР (см. рис. 1) с параметрами, описанными в табл. 1, функция распределения $F(t)$ представлена кривой 1 на рис. 4 (для случая $k = 2$). Если для этого КВР задано, например, директивное время $T_{\max} = 2300\tau$ (условных тактов), то вероятность D выполнения КВР за это время оказывается равной 0,96. Таким образом, если вероятность D не задана, то она может быть рассчитана в статике и предъявлена потребителю как один из параметров эффективности, «пригодности» управляющей ВС для выполнения требуемых наборов задач за заданное директивное время T_{\max} .

Напомним, что при любом другом законе распределения времен t_j выполнения работ КВР с коэффициентом вариации $c < 1$ прогнозируемая вероятность D завершения КВР за заданное время T_{\max} была бы большей

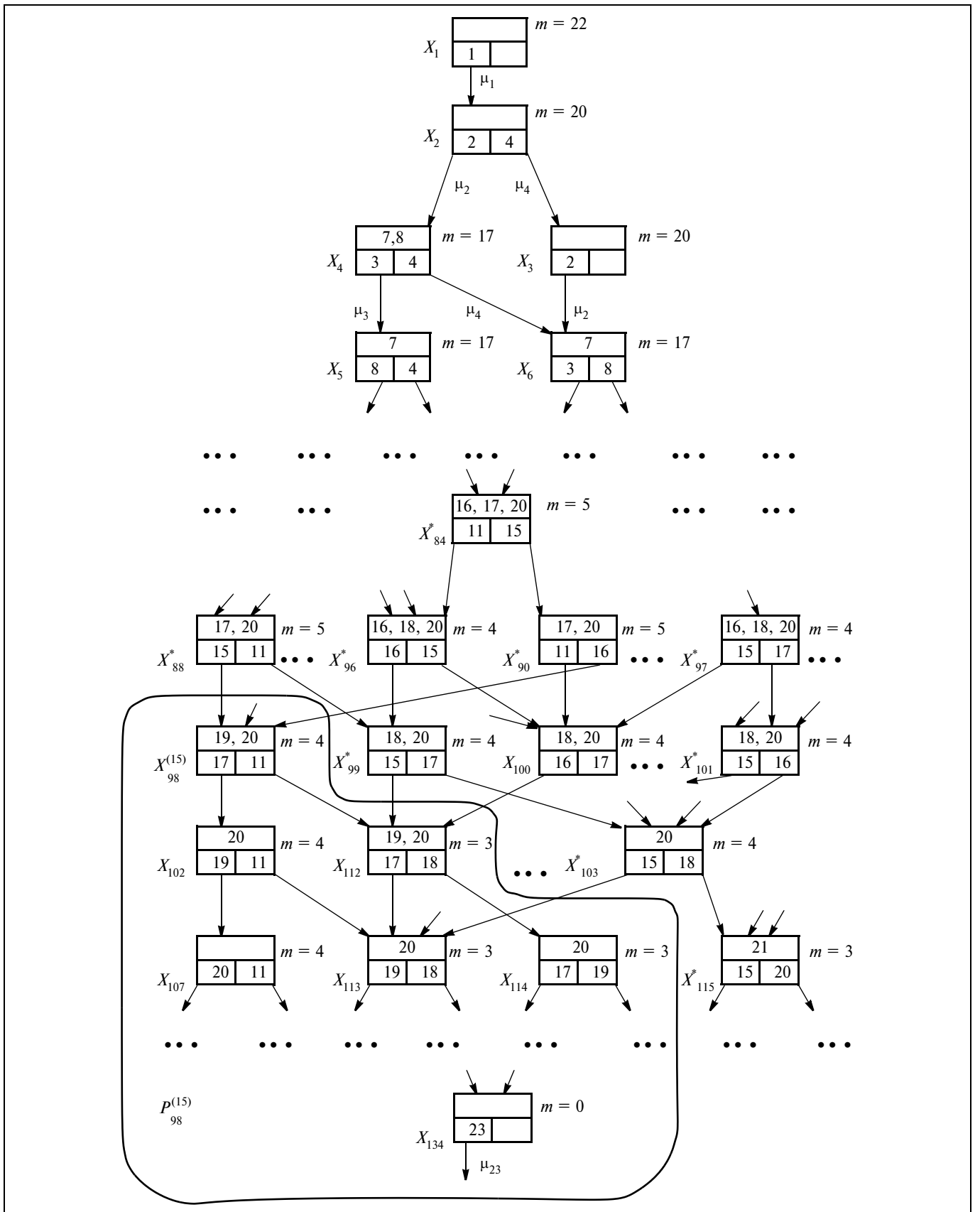


Рис. 3. Фрагмент графа переходов P процесса $X(t)$ выполнения КВР

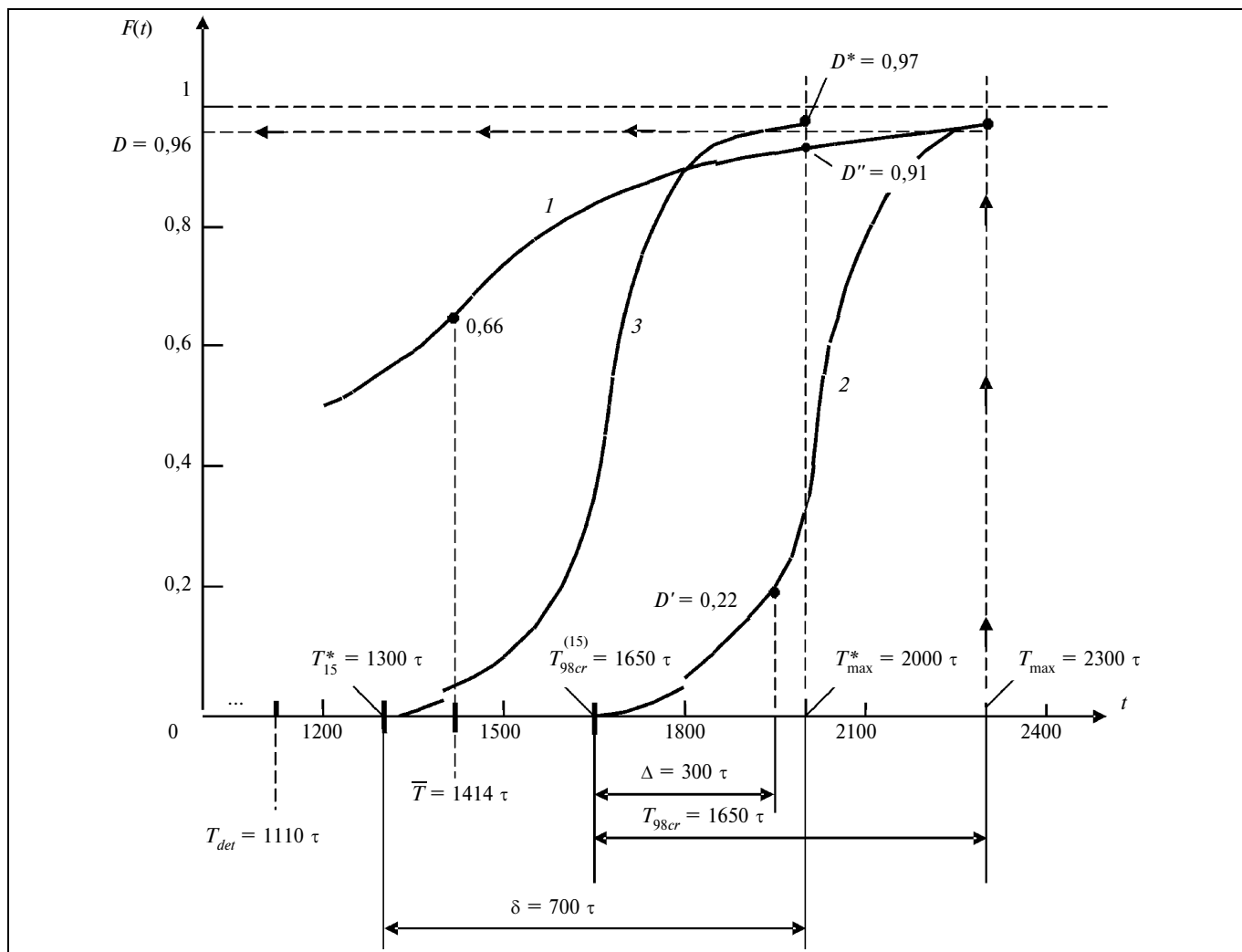


Рис. 4. Функции распределения времени выполнения КВП и его фрагментов

(т. е. более «оптимистической»), чем при используемом здесь экспоненциальном законе распределения времен t_j .

Остановимся на еще одном важном аспекте использования вероятности D завершения КВП за требуемое время. Как следует из расчетов для нашего примера КВП, среднее время его выполнения (при $k = 2$) $\bar{T} = 1414\tau$. Но тогда вероятность выполнения этого КВП за среднее время \bar{T} (определяемая по функции $F(t)$, см. рис. 4, кривая 1) равна всего лишь 0,66. Это означает следующее: если при обосновании времени T_{\max} руководствоваться расчетами лишь среднего времени \bar{T} (например, задавать $T_{\max} = \bar{T}$), то в каждом сеансе управления КВП не будет выполняться за директивное время T_{\max} с вероятностью 0,34 (в нашем примере). Такая вероятность отказа (в используемом нами понятии отказа ВС) совершенно неприемлема для многих практических систем управления реального времени.

Сказанное свидетельствует о необходимости определения функций распределения времен выполнения рас-

сматриваемых процессов, о необходимости использования этих функций для обоснования директивных времен T_{\max} , для оценки «пригодности» ВС к выполнению требуемых наборов задач за заданное время (обусловленное особенностями конкретного объекта управления), а также для обоснования и выбора наборов задач и даже алгоритмов их решения.

Еще один важный тип параметров используется в нашем подходе — *контрольные события* Z_j , — события завершения некоторых работ КВП, — например, отнесенных к «критическим процессам» КВП, или части работ критического пути в графе КВП, или работ, по завершению которых выдаются управляющие сигналы во внешнюю среду. Работу a_j , завершение которой рассматривается как контрольное событие Z_j , будем называть контрольной работой. Контрольные события и соответствующие им контрольные работы обычно назначаются в КВП пользователем. Если же таковые не заданы, то может быть использован формализованный аппарат назначения контрольных событий и выбора контрольных работ, изложенный в работе [14]. Для простоты, в



нашем примере мы будем рассматривать только одно контрольное событие Z_{15} , которое соответствует завершению контрольной работы a_{15} , принадлежащей критическому пути в графе КВР (см. рис. 1).

По контрольным событиям будет осуществляться анализ состояний процесса выполнения КВР в параллельной ВС и последующее оперативное управление этим процессом на основе сравнения прогнозируемого (в статике) времени выполнения фрагментов КВР с временными параметрами реальных событий, происходящих в системе в динамике выполнения КВР.

Процедура 3. Определение и анализ опорных состояний системы.

Опорными состояниями $X_s^{(j)}$ системы названы состояния, в одно из которых система может перейти при контрольном событии Z_j завершения работы a_j в некоторый момент t_j .

Событие Z_j может произойти при одном из нескольких состояний X_l^* системы, в которых контрольная работа a_j находится на обслуживании в ОП. Как уже упоминалось, в нашем примере контрольным событием является событие Z_{15} завершения работы a_{15} , принадлежащей критическому пути в графе КВР (см. рис. 1). Это событие может произойти при любом из следующих состояний системы (см. фрагмент графа P на рис. 5): X_{84}^* , X_{88}^* , X_{96}^* , X_{97}^* , X_{99}^* , X_{101}^* , X_{103}^* , X_{115}^* , X_{120}^* и X_{123}^* (для большей наглядности часть из них изображена также на рис. 3).

Очевидно, что из каждого состояния X_l^* система может перейти при завершении работы a_j только в одно

из опорных состояний $X_s^{(j)}$. Так, при завершении работы a_{15} система переходит из состояния X_{84}^* только в опорное состояние $X_{90}^{(15)}$, из состояния X_{88}^* — только в опорное состояние $X_{98}^{(15)}$, из состояний X_{96}^* и X_{97}^* — в опорное состояние $X_{100}^{(15)}$, и т. д. (рис. 3 и 5); для наглядности графические обозначения опорных состояний на рис. 5 заштрихованы, а не обозначены верхним индексом (15).

Каждому опорному состоянию $X_s^{(j)}$ соответствует начальная вершина подграфа переходов $P_s^{(j)}$ процесса выполнения работ некоторого фрагмента КВР — работ, оставшихся для обслуживания после завершения работы a_j . К множеству вершин этого подграфа $P_s^{(j)}$ относятся вершины общего графа переходов P , через которые проходят все пути от начальной вершины (опорного состояния) $X_s^{(j)}$ подграфа $P_s^{(j)}$ к конечной вершине графа P . Для иллюстрации на рис. 3 приведен подграф $P_{98}^{(15)}$ с начальной вершиной (опорным состоянием) $X_{98}^{(15)}$, который обведен сплошной линией; на рис. 5 все вершины этого же подграфа обведены штриховыми линиями.

Таким образом, число подграфов $P_s^{(j)}$ соответствует числу опорных состояний $X_s^{(j)}$, в которые может перейти система в результате контрольного события Z_j .

Таблица 2

Фрагмент таблицы прогнозов выполнения КВР

Контрольные события Z_j	Возможные состояния X_l^* процесса	Опорные состояния $X_s^{(j)}$	«Критические точки» $T_{scr}^{(j)}$ для дообслуживания КВР			
			при «штатном» выполнении КВР	при увеличении числа процессоров ($k = 3$)	при реализации упрощенных версий работ	при выполнении «критического процесса»
1	2	3	4	5	6	7
...
Z_{15} — завершение работы a_{15}	X_{84}^*	$X_{90}^{(15)}$	—	—	—	—
	X_{88}^*	$X_{98}^{(15)}$	$T_{98 cr}^{(15)} = 1650\tau$	$T_{cr}^{(15)}(1) = 1760\tau$	$T_{cr}^{(15)}(2) = 1927\tau$	$T_{cr}^{(15)}(3) = 1900\tau$
	X_{96}^*, X_{97}^*	$X_{100}^{(15)}$	—	—	—	—
	X_{99}^*	$X_{112}^{(15)}$				
	X_{101}^*	$X_{105}^{(15)}$				
	X_{103}^*	$X_{113}^{(15)}$				
	X_{115}^*	$X_{125}^{(15)}$				
	X_{120}^*	$X_{128}^{(15)}$				
X_{123}^*	$X_{132}^{(15)}$	

Контрольные события Z_j , соответствующие каждому из них состояния X_l^* и опорные состояния $X_s^{(j)}$ заносятся в таблицу прогнозов выполнения КВР (табл. 2, столбцы 1—3).

Производится перенумерация вершин состояний каждого подграфа $P_s^{(j)}$ в соответствии с алгоритмом упорядочения состояний процесса выполнения КВР [3, 13] и строится матрица интенсивностей переходов $Q_s^{(j)}$ для

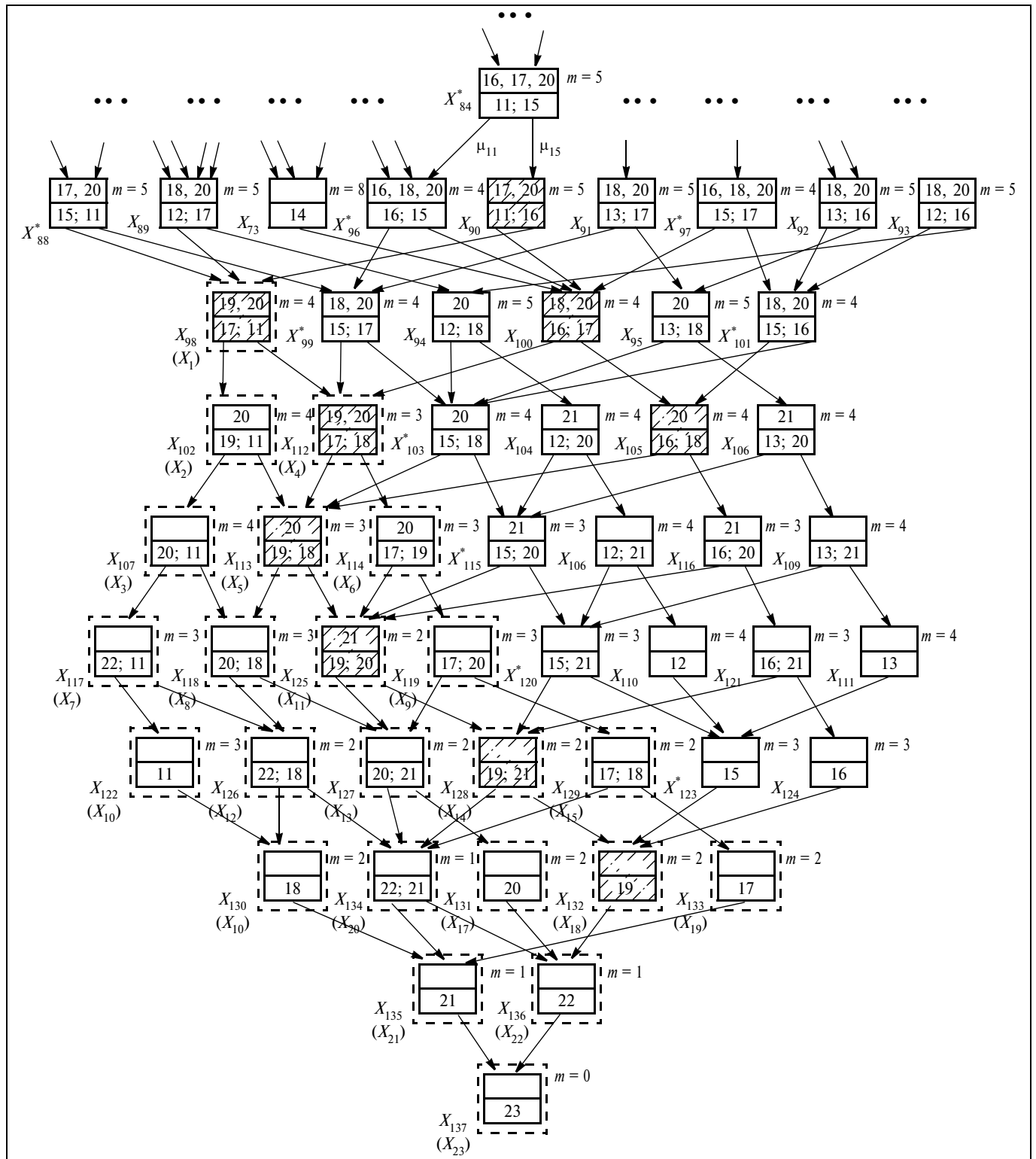


Рис. 5. Фрагмент графа переходов обрывающегося марковского процесса



этого подграфа. На рис. 5 для подграфа $P_{98}^{(15)}$ новые номера состояний указаны рядом с прежними номерами в круглых скобках.

Далее методика излагается для расчета стохастических характеристик одного (любого) ОМП, описываемого подграфом переходов $P_s^{(j)}$ и соответствующего процессу дообслуживания КВР после контрольного события Z_j , начиная с опорного состояния $X_s^{(j)}$,

Под дообслуживанием КВР здесь понимается выполнение его фрагмента, который состоит из работ, находящихся в пуле П, буфере Б (см. рис. 2) и на выполнении в ОП в момент, когда ОМП переходит в опорное состояние $X_s^{(j)}$ (в нашем примере — в состоянии $X_{98}^{(15)}$).

Процедура 4. Восстановление (по методу [13]) функции распределения $F_s^{(j)}(t)$ (в нашем примере — функции $F_{98}^{(15)}(t)$) времени дообслуживания КВР после контрольного события $Z_j(Z_{15})$ с начальным состоянием $X_s^{(j)}$ ($X_{98}^{(15)}$) процесса дообслуживания.

Особенность определения этой функции (по сравнению с определением функции $F(t)$ по Процедуре 2) состоит лишь в том, что в качестве начального состояния ОМП здесь принимается не исходное состояние $X(0)$, описанное ранее, а опорное состояние $X_s^{(j)}$, соответствующее начальной вершине подграфа $P_s^{(j)}$. Так, для ОМП с подграфом переходов $P_{98}^{(15)}$ начальным состоянием является опорное состояние $X_{98}^{(15)} = (4; 19; 20; 17; 11)$ (см. рис. 3), обозначенное на рис. 5 после перенумерации состояний этого ОМП как (X_1) .

Функция распределения $F_{98}^{(15)}(t)$ представлена кривой 2 на рис. 4 (начиная не с $t = 0$, а с некоторого другого значения t по причинам, объясняемым далее).

Параметры функции $F_s^{(j)}(t)$ (в рассматриваемом случае — $F_{98}^{(15)}(t)$) — например, ее значения через интервалы 10τ или 100τ , начиная с $t = 0$, заносятся в таблицу прогнозов (для упрощения, в табл. 2 значения функций $F_s^{(j)}(t)$, соответствующие кривой 2 на рис. 4, не приведены).

Процедура 5. Определение необходимого директивного времени $T_{s\max}^{(j)}$ ($T_{98\max}^{(15)}$) дообслуживания КВР с требуемой вероятностью D после контрольного события $Z_j(Z_{15})$ с начальным состоянием $X_s^{(j)}$ ($X_{98}^{(15)}$) процесса дообслуживания.

Будем принимать требуемую вероятность D дообслуживания КВР такой же, как и вероятность D выполнения КВР в целом за заданное директивное время T_{\max} .

Тогда директивное время $T_{s\max}^{(j)}$ дообслуживания КВР с

заданной вероятностью D определяется по функции распределения $F_s^{(j)}$ — эта процедура соответствует решению «обратной задачи» по методу [13]. В нашем примере необходимое директивное время $T_{98\max}^{(15)}$ дообслуживания КВР с требуемой вероятностью $D = 0,96$ оказывается равным 650τ (см. рис. 4).

Процедура 6. Определение «критической точки» $T_{scr}^{(j)}$ ($T_{98scr}^{(15)}$) — момента наиболее позднего начала дообслуживания КВР, начинающегося с опорного состояния $X_s^{(j)}$ ($X_{98}^{(15)}$): $T_{scr}^{(j)} = T_{\max} - T_{s\max}^{(j)}$.

Смысл «критической точки» заключается в следующем: если дообслуживание КВР начинается не позже момента $T_{scr}^{(j)}$, то обеспечивается «штатное» выполнение КВР в целом за время, не большее директивного времени T_{\max} , с заданной вероятностью D . В нашем примере

$T_{98scr}^{(15)} = T_{\max} - T_{98\max}^{(15)} = 2300\tau - 650\tau = 1650\tau$, — см. рис. 4, где рассчитанная ранее функция распределения $F_{98}^{(15)}(t)$ дообслуживания КВР (кривая 2) имеет начальную временную координату не $t = 0$, а $t = T_{98scr}^{(15)} = 1650\tau$. Рассчитанное значение $T_{scr}^{(j)}$ ($T_{98scr}^{(15)}$) заносится в таблицу прогнозов (табл. 2, столбец 4).

Процедуры 3—6, изложенные ранее, выполняются для каждого контрольного события Z_j и опорного состояния $X_s^{(j)}$, причем эти процедуры выполняются в статике, т. е. до реализации этого КВР на параллельной ВС, а результаты их заносятся в таблицу прогнозов (для простоты в табл. 2 результаты выполнения указанных процедур приведены лишь для контрольного события Z_{15} и опорного состояния $X_{98}^{(15)}$).

Принципиально важно, что изложенные процедуры математического (статического) прогнозирования времени выполнения задаваемых пользователем КВР и их фрагментов на основе разработанных математических моделей имеют, как было показано, «итерационный», повторяющийся характер, а вся методология прогнозирования «укладывается» в несколько типовых процедур.

4. ДИНАМИЧЕСКОЕ УПРАВЛЕНИЕ НАДЕЖНЫМ ВЫПОЛНЕНИЕМ КВР НА ОСНОВЕ СТАТИЧЕСКИХ ПРОГНОЗОВ

Использование статических прогнозов для динамического (оперативного) управления надежным выполнением КВР заключается в следующем.

При выполнении КВР в параллельной ВС в динамике фиксируется реальный физический момент t_j^* (t_{15}^*) контрольного события $Z_j(Z_{15})$ по отношению к моменту $t = 0$ начала выполнения КВР, а также состояние X_j^* (в нашем примере — X_{88}^*), в котором находился процесс выполнения КВР в этот момент. По таблице прогнозов од-

нозначно определяется опорное состояние $X_s^{(j)}$ (в нашем примере — $(X_{98}^{(15)})$), в которое переходит ОМП, и «критическая точка» $T_{scr}^{(j)}$ ($T_{98cr}^{(15)}$) для дообслуживания КВР при этом опорном состоянии (см. табл. 2, столбцы 1—4).

Сравниваются реальное значение t_j^* (t_{15}^*) и значение спрогнозированной в статике «критической точки» $T_{scr}^{(j)}$ ($T_{98cr}^{(15)}$) для дообслуживания КВР.

Если имеет место $t_j^* \leq T_{scr}^{(j)}$ (если $t_{15}^* \leq T_{98cr}^{(15)}$), т. е. контрольное событие Z_j (Z_{15}) произошло не позже, чем «момент наиболее позднего начала» дообслуживания КВР (реализация которого описывается ОМП с подграфом переходов $P_s^{(j)}$, в нашем примере — подграфом $P_{98}^{(15)}$), то обеспечивается *надежное выполнение КВР*, т. е. выполнение КВР за время, не большее директивного времени T_{max} , с вероятностью, не меньшей заданной вероятности D , и не требуется замены «штатного» алгоритма управления процессами.

Если же имеет место $t_j^* > T_{scr}^{(j)}$ (если $t_{15}^* > T_{98cr}^{(15)}$), т. е. контрольное событие Z_j (Z_{15}) произошло позже, чем это допустимо для надежного дообслуживания КВР, то вероятность завершения КВР в целом за время T_{max} оказывается меньшей, чем требуемая вероятность D , и необходимо переходить к какому-либо другому алгоритму управления дообслуживанием КВР (из заранее заданного набора алгоритмов) — с большим значением $T_{scr}^{(j)}$. Эти алгоритмы *задаются пользователем*.

В качестве примеров таких алгоритмов здесь выбраны:

- реконфигурация ВС — увеличение числа процессоров ВС, предоставляемых для дообслуживания КВР (числа k обслуживаемых приборов в модели СМО);
- реализация упрощенных версий работ (программных модулей) фрагмента КВР, оставшегося для выполнения (как это предусматривается при многоверсионном программировании — см., например, работу [11]); это обычно приводит к уменьшению точности и времени вычислений, а следовательно — к увеличению интенсивностей μ_j обслуживания работ;
- выполнение только «критического процесса» для дообслуживания КВР. Для этого случая *пользователем* должны быть заранее (в статике) указаны работы КВР, которые *обязательно* должны быть выполнены после контрольного события Z_j (Z_{15}), — это и есть работы «критического процесса». В нашем примере КВР (см. рис. 1) «критическим процессом» является (после завершения контрольной работы a_{15}) последовательное выполнение работ a_{19} , a_{22} и a_{23} без использования данных от их предшественников — работ a_{16} , a_{20} и a_{21} .

Для каждого из алгоритмов управления процессами дообслуживания КВР, используя подграфы $P_s^{(j)}$ пере-

дов соответствующих им ОМП и матрицы $Q_s^{(j)}$ интенсивностей переходов, в статике выполняются описанные выше *Процедуры 4—6*; в результате рассчитываются значения «критических точек» $T_{cr}^{(j)}(f)$ для дообслуживания КВР по каждому из этих алгоритмов (здесь f — номер алгоритма). Для рассматриваемого примера значения $T_{cr}^{(j)}(f)$ приведены в табл. 2, столбцы 5—7, — с учетом того, что при переходе от «штатного» к другому алгоритму управления процессами требуется дополнительное время $t_{доп}$ на работу операционной системы; это время принято здесь случайным и распределенным по экспоненциальному закону с параметром $\mu_{доп} = 0,033$ (т. е. $t_{доп} = 30\tau$).

Итак, если при контрольном событии Z_j оказалось, что $t_j^* > T_{scr}^{(j)}$, то по таблице прогнозов определяются «критические точки», значения которых удовлетворяют неравенству $t_j^* \leq T_{cr}^{(j)}(f)$, и выбирается один из соответствующих им алгоритмов управления дальнейшим выполнением КВР (приоритеты назначает пользователь). Если же значение t_j^* оказалось больше любого из значений $T_{cr}^{(j)}(f)$, то выдается сообщение о том, что КВР не будет выполнен за директивное время T_{max} с требуемой вероятностью D ни при одном из предусмотренных пользователем алгоритмов управления, но может быть выполнен с вероятностью $D' < D$.

Пусть в нашем примере оказалось, что $t_{15}^* = 1910\tau$, т. е. $t_{15}^* > T_{98cr}^{(15)}$. По табл. 2 определяем, что требуемому неравенству соответствует единственное значение $T_{cr}^{(15)}(2) = 1927\tau$, и поэтому для дальнейшего управления выполнением КВР выбирается алгоритм (2) — реализация упрощенных версий работ.

Пусть в другом случае оказалось, что $t_{15}^* = 2000\tau$. Тогда для «штатного» завершения КВР остается временной интервал $\Delta = T_{max} - t_{15}^* = 2300\tau - 2000\tau = 300\tau$, вместо требуемого $T_{98max}^{(15)} = 650\tau$ (см. рис. 4). По функции распределения $F_{98}^{(15)}(t)$ (кривая 2) находим, что за оставшееся время Δ КВР может быть завершено лишь с вероятностью $D' = 0,22$.

Последний пример соответствует, в частности, резкому случайному возрастанию объемов данных, обрабатываемых в некоторых программных модулях (например, из-за внезапного радикального изменения числа и значений параметров объекта управления и окружающей среды). Для математической модели это соответствовало бы случайному уменьшению интенсивностей μ_j обслуживания всех или части работ по сравнению с предполагавшимися значениями параметров μ_j . А это может иметь место, в частности, при упоминавшемся выше гиперэкспоненциальном распределении случайных величин t_j (с коэффициентом вариации $c > 1$).



5. ДИНАМИЧЕСКОЕ УТОЧНЕНИЕ СТАТИЧЕСКИХ ПРОГНОЗОВ

Как уже указывалось, при экспоненциальном законе распределения случайных величин t_j определяются верные, наиболее «пессимистические» оценки времени выполнения КВР и его фрагментов, а также моментов наступления контрольных событий. Эти оценки-прогнозы выражаются функциями распределения $F(t)$ и $F_s^{(j)}(t)$ (кривые 1 и 2 для нашего примера, см. рис. 4) и «критическими точками» $T_{scr}^{(j)}$. (Кстати, точная нижняя оценка времени выполнения КВР — наиболее «оптимистическая» — устанавливается при детерминированных значениях времен $t_{j det}$; если эти времена имеют значения, указанные в столбце 4 табл. 1, то КВР в нашем примере будет выполняться за время $T_{det} = 1110\tau$, см. рис. 4.) Если же реальные значения t_j подчиняются иным законам распределения (с коэффициентами вариации $c < 1$), то при выполнении КВР в ВС контрольные события Z_j могут наступать существенно раньше, чем в рассчитанные в статике моменты $T_{scr}^{(j)}$. Это может иметь место и в случае резкого уменьшения времени t_j выполнения некоторых работ, например, из-за уменьшения объемов данных, обрабатываемых по программам некоторых модулей. Уже поэтому представляется целесообразным уточнение статических прогнозов в процессе реального выполнения КВР в параллельной ВС.

Пусть для КВР (см. рис. 1 и табл. 1) задано директивное время $T_{max}^* = 2000\tau$ (а не прежде $T_{max} = 2300\tau$), см. рис. 4, при той же заданной пользователем вероятности завершения КВР $D = 0,96$, а в динамике выполнения КВР оказалось, что контрольное событие Z_{15} (завершение контрольной работы a_{15}) наступило в момент $t_{15}^* = 1300\tau$, причем процесс переходит в упоминавшееся опорное состояние $X_{98}^{(15)}$. Это означает, что для надежного выполнения КВР (т. е. для завершения его в пределах T_{max}^*) остается временной интервал $\delta = T_{max}^* - t_{15}^* = 2000\tau - 1300\tau = 700\tau$.

Функция распределения $F_{98}^{(15)}(t)$ времени дообслуживания КВР из состояния $X_{98}^{(15)}$ остается, разумеется, той же, однако изменяется ее «точка отсчета». В графической интерпретации это означает, что кривая 2, соответствующая функции $F_{98}^{(15)}(t)$, смещается из точки $T_{98 cr}^{(15)} = 1650\tau$ в точку $t_{15}^* = 1300\tau$ (кривая 3). По значениям этой функции (содержащимся в таблице прогнозов) устанавливается, что вероятность завершения КВР за время $\delta = 700\tau$ равна $D^* = 0,97$, т. е. обеспечивается надежное выполнение КВР в целом даже с большей вероятностью, чем заданная $D = 0,96$, и потому не требуется заменять «штатный» алгоритм управления процессами на какой-либо другой алгоритм.

Динамическое уточнение статических прогнозов может быть использовано с существенным эффектом даже тогда, когда расчеты базовой математической модели показывают, что требуемая пользователем вероятность D выполнения заданного КВР за время T_{max} не достигается. Так, если для нашего примера КВР задано упоминавшееся директивное время $T_{max}^* = 2000\tau$, то по функции распределения $F(t)$ (кривая 1 на рис. 4) определяем в статике, что вероятность завершения КВР за время T_{max}^* равна лишь $D'' = 0,91$, т. е. меньше требуемой D . Однако это не обязательно означает, что «штатный» алгоритм управления выполнением КВР должен быть заменен с самого начала (что, например, на выполнение должны назначаться только «критические процессы» заданного КВР). Система может выполнять КВР в «штатном» режиме до наступления контрольного события Z_j , а при наступлении этого события система должна оценить временные параметры процессов по правилам, изложенным в § 4, и лишь после этого принять решение о последующем алгоритме управления процессами.

В целом динамическое уточнение статических прогнозов сводится к следующим процедурам: расчет значений δ по значениям заданного времени T_{max} и реальных моментов t_j^* наступления контрольных событий; определение вероятности D^* завершения КВР за заданное время T_{max} по полученным в динамике значениям δ и по рассчитанным в статике значениям функций $F_s^{(j)}(t)$.

ОБОБЩЕНИЕ И ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В целом предлагается *принципиально новый подход* к интеллектуальному динамическому управлению параллельными вычислительными процессами при выполнении сложных наборов взаимосвязанных, периодических и независимых задач (со случайными временами их реализации) в режиме реального времени, к анализу и оценке эффективности параллельных управляющих вычислительных систем с точки зрения их способности выполнять возлагаемые на них задачи и функции за заданное время с требуемой вероятностью. Фактически разрабатывается *новая компьютерная технология*, направленная на обеспечение надежного выполнения сложных программных комплексов в управляющих параллельных вычислительных системах реального времени.

Почему это названо новой компьютерной технологией? Потому что:

- это есть комплекс новых принципов, математических моделей, алгоритмических методов и программных средств для априорного — в статике — расчета прогнозов времени выполнения задач со *случайными* временами их реализации, для оперативного отслеживания выполнения сложных наборов задач в динамике, динамического уточнения статических прогнозов, а в конечном счете — для выбора алгоритмов управления процессами в параллельных вычислительных системах;
- изложенная совокупность этапов и процедур обеспечения надежного выполнения КВР и их последовательность *остаются неизменными* для самых разно-

образных КВР, задаваемых пользователем, и различных классов параллельных вычислительных систем;

- технология обеспечивает анализ, оценку и выбор различных методов планирования (диспетчеризации) работ для каждого конкретного КВР; здесь уместно упомянуть, что для одного и того же КВР могут оказаться рациональными различные дисциплины диспетчеризации — в зависимости от конкретных временных параметров работ КВР.

Разумеется, разработка предъявленной технологии далека от завершения. В настоящее время исследуются следующие аспекты ее развития:

— интеллектуальное динамическое управление надежным выполнением сложных наборов и взаимосвязанных, и периодических, и независимых задач в режиме реального времени — на основе анализа и постоянного уточнения статических прогнозов, с учетом реальных временных параметров вычислительных процессов и поведения вычислительных систем, в частности, в условиях сбоя и отказов вычислительных ресурсов;

— априорная оценка «пригодности» параллельной вычислительной системы для выполнения конкретного набора задач и функций, задаваемого пользователем, за заданное время с требуемой вероятностью, даже на ранних этапах проектирования программно-аппаратурных комплексов;

— выбор такой конфигурации вычислительных ресурсов параллельной вычислительной системы, которая достаточна для надежного выполнения требуемого набора задач управления;

— адаптивное — перенастраиваемое в динамике по реальным событиям в системе — резервирование вычислительных структур и процессов.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Ignatushchenko V. V.* A principle of dynamic control of parallel computing processes on the basis of static forecasting // Proc. of the 10-th Int. Conf. on Parallel and Distributed Computing Systems (PDCS-97). New Orleans, USA. — 1997. — P. 593—597.
2. *Елисеев В. В., Ларгин В. А., Пивоваров Г. Ю.* Программно-технические комплексы АСУ ТП. — Киев: Киевский университет, 2003. — 429 с.
3. *Игнатущенко В. В., Клушин Ю. С.* Прогнозирование выполнения сложных программных комплексов на параллельных компьютерах: прямое стохастическое моделирование // Автоматика и телемеханика. — 1994. — № 11. — С. 142—157.
4. *Игнатущенко В. В., Подшивалова И. Ю.* Динамическое управление параллельными вычислительными процессами на основе статического прогнозирования их выполнения // Там же. — 1997. — № 5. — С. 160—173.
5. *Игнатущенко В. В., Подшивалова И. Ю.* Динамическое управление надежным выполнением параллельных вычислительных процессов для систем реального времени // Там же. — 1999. — № 6. — С. 142—157.
6. *Елисеев В. В., Барбан А. П., Подшивалова И. Ю.* Об эффективности методов диспетчеризации сложных наборов задач в неоднородных многопроцессорных вычислительных системах // Тр. II междунар. конф. «Параллельные вычисления и задачи управления» РАСО'2004 / Ин-т пробл. упр. — М., 2004. — С. 395—412.
7. *Balsamo S., et al.* Model-Based Performance Prediction in Software Development: A Survey // IEEE Trans. on Software Eng. — 2004. — Vol. 30. — N 5. — P. 295—310.
8. *Arjan J. C.* Symbolic Performance Modeling of Parallel Systems // IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst. — 2003. — N 14 (2). — P. 154—165.
9. *Gelenbe E.* A QMIPS Significant Example: Multiprocessor Performance with Task-Graph Models // Centre de Recherche de l'EHEC, UFR de Mathematiques et d'Informatique, Universite de Paris V, 2001. <<http://www-sop.inria.fr/mistral/infos/QMIPS/Deliverables>>.
10. *Методы математического прогнозирования времени выполнения сложных наборов задач в параллельных вычислительных системах с распределенной структурой* / А. М. Еналиев, В. В. Игнатущенко, Е. В. Помазов, Е. А. Случанко // Автоматика и телемеханика. — 2002. — № 10. — С. 154—176.
11. *Игнатущенко В. В.* Организация структур управляющих многопроцессорных вычислительных систем. — М.: Энергоатомиздат, 1984. — 184 с.
12. *Феррари Д.* Оценка производительности вычислительных систем. — М.: Мир, 1981. — 576 с.
13. *Михайлов А. Ю.* Применение аппарата марковских процессов для прогнозирования времени выполнения сложных наборов задач в параллельных вычислительных системах // Тр. XXX Юбил. междунар. конф. «Информационные технологии в науке, образовании, телекоммуникации, бизнесе» (IT+SE'2003). — Украина, Ялта—Гурзуф, май 2003. — С. 39—41.
14. *Случанко Е. А.* Анализ правил назначения контрольных событий для прогнозирования времени выполнения взаимосвязанных задач в параллельных вычислительных системах // Тр. XXIX междунар. конф. «Информационные технологии в науке, образовании, телекоммуникации, бизнесе» (IT+SE'2002). — Украина, Ялта—Гурзуф, сентябрь 2002. — С. 96—100.

☎ (495) 334-89-29;
e-mail: ignatu@ipu.ru



Внимание подписчиков!

В регионах страны на журнал "ПРОБЛЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ" можно подписаться через филиалы альтернативного агентства ООО "Урал-Пресс".

В городах Екатеринбург, Березовском, В. Пышме, Первоуральске — ЗАО "Урал-Пресс":
620095, Екатеринбург, ул. Малышева, 101-335
☎ (343) 375-80-71, 375-84-93, 375-84-39
☎ (343) 375-62-74, 375-79-20
e-mail: info@ural-press.ru

В г. Нижнем Тагиле — ЗАО "Урал-Пресс",
ул. Красноармейская, 55
☎ (3435) 41-14-48, 41-77-09
e-mail: ntagil@ural-press.ru

В г. Челябинске — ООО "Южно-уральская почта":
454091, Челябинск, ул. Воровского, 63 а
☎ (351) 262-90-03, 262-90-05
e-mail: pochta@chel.surnet.ru

В г. Перми — ООО "Парма-пресс",
ул. Уральская, 116
☎ (3422) 60-24-40, 60-22-95, 60-35-42
e-mail: parma-press@permonline.ru

