

**ОЦЕНКА РАЗЛИЧНЫХ МЕТОДОВ АСИНХРОННОГО РЕЗЕРВИРОВАНИЯ
ВЗАИМОЗАВИСИМЫХ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ЗАДАЧ ДЛЯ УПРАВЛЯЮЩИХ
ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ**

И.Ю. Подшивалова

Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН

Россия, 117806, Москва, Профсоюзная ул., 65

E-mail: ignatu@ipu.ru

На основе математических моделей вычислительных процессов со случайными временами их выполнения, рассматриваются и сравниваются различные методы асинхронного резервирования взаимозависимых параллельных задач для управляющих параллельных вычислительных систем как при нормальном, штатном функционировании системы, так и при случайной одиночной неисправности одного из ее процессоров.

ESTIMATION OF DIFFERENT METHODES OF ASYNCHRONOUS REDUNDANCY OF INTERACTING PARALLEL SETS OF TASCs IN THE PARALLEL CONTROL COMPUTING SYSTEMS / I.Yu. Podshivalova (Institute of Control Sciences, 65 Profsoyuznaya, Moscow, 117997, Russia). On the basis of mathematical models of the computing processes having random times of their realization different methods of asynchronous redundancy of interacting parallel sets of tasks are considered and compared in the parallel control computing systems both at standard operation of the system and under faults or failures of their resources.

Введение

Данная работа является составной частью разработки новой компьютерной технологии, основные принципы которой изложены в [1 – 3] и направлены на обеспечение надежного выполнения сложных наборов задач (комплексов взаимосвязанных работ – КВР, со случайными временами их выполнения) в управляющих параллельных вычислительных системах (ВС), в частности – в условиях возникновения случайных одиночных неисправностей (ошибок) вычислительных ресурсов ВС.

В настоящее время технология [1 – 3], базирующаяся на аппарате обрывающихся марковских процессов (ОМП), математической статистики и теории массового обслуживания (ТМО), развивается в направлении исследований различных методов и средств *резервирования программных модулей*, соответствующих работам КВР, а именно – нетрадиционных методов их синхронного (СР), асинхронного (АР), и многоверсионного резервирования на основе *статического* (математического) прогнозирования надежного выполнения произвольного КВР [4,5]. Под математическим (статическим) прогнозированием времени выполнения произвольного КВР понимается определение в статике (т.е. до реализации задач в ВС)

¹ Работа частично поддержана грантом Российского фонда фундаментальных исследований (проект № 09-08-00372-а)

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 (или предполагаемой) конфигурацией и производительностью ее вычислительных ресурсов – процессоров ВС [1 – 3].

Известно, что наиболее распространенным способом резервирования вычислительных процессов (заданий, программных модулей) является их *синхронное* резервирование (СР), которое соответствует структурной избыточности вычислительных ресурсов, берущей свое начало еще от первых многомашинных комплексов и многопроцессорных ВС. Применительно к реализации КВР, при таком резервировании одновременно (синхронно) выполняются $Z > 1$ одинаковых копий программных модулей, соответствующих работам КВР, с последующим сравнением их результатов программными же средствами. Принципиальной особенностью СР является заведомое уменьшение – как минимум, в Z раз – потенциальной производительности параллельной ВС даже при штатном выполнении КВР, а также возможная потеря $Z > 1$ процессоров при реальном отказе лишь *одного* из процессоров ВС. Однако, с другой стороны, СР обеспечивает практически «мгновенное» обнаружение (при дублировании процессов) и даже немедленную локализацию (при мажорировании) сбоев и отказов вычислительных ресурсов ВС в процессе выполнения программ.

Альтернативой структурному резервированию при выполнении наборов *взаимосвязанных* программных модулей (в нашем случае – работ КВР) в параллельных ВС является асинхронное резервирование процессов.

Под *асинхронным резервированием* процессов (программных модулей) здесь и далее имеется в виду реализация $Z > 1$ идентичных копий каждого программного модуля КВР, причем эти копии могут выполняться на параллельных ресурсах ВС как *синхронно, так и асинхронно* (с запаздыванием) одна относительно другой с последующим сопоставлением результатов выполнения копий каждой работы с помощью программного модуля сравнения (как и при синхронном резервировании). Таким образом, потенциально при АР могут быть использованы достоинства как структурной избыточности вычислителей, так и временной избыточности процессов. Использование АР в ВС с $k > 2$ процессорами *при нормальном, штатном выполнении* КВР обеспечивает в общем случае *меньшее* время выполнения КВР, чем СР (с той же кратностью резервирования Z), но обнаружение сбоев и/или отказов процессоров ВС обеспечивается в общем случае с запаздыванием (по сравнению с СР); это может потребовать перезапуска существенно большего количества процессов – работ КВР – для корректного восстановления выполнения КВР.

В настоящее время многочисленными результатами аналитико-имитационного моделирования разнообразных КВР показано, что для каждого конкретного КВР невозможно *априори* предсказать целесообразность и эффективность использования того или иного метода резервирования программных модулей КВР (СР, АР или многоверсионного резервирования – МР, являющегося разновидностью асинхронного резервирования), и тем более – при случайных временах их выполнения, ибо эффекты каждого из методов и их различных комбинаций принципиально зависят от конкретной структуры заданного КВР, временных параметров его работ и соотношений этих параметров, от конфигурации вычислительных ресурсов ВС и пр. Принципиально важно, что эти эффекты для каждого конкретного КВР могут быть оценены на основе принципов, моделей и методов технологии [1 – 3].

Цель данной работы заключается в оценке отказоустойчивости управляющих ВС с различными вариантами *асинхронного* резервирования (АР) работ различных КВР на основе формализованных описаний и математических моделей вычислительных процессов: аналитически определяются *вероятности успешного завершения КВР* за заданное директивное время T_{max} для каждого из рассматриваемых вариантов АР (или, наоборот, вероятность *отказа*, в оговоренном выше смысле), – как при нормальном, штатном функционировании

ВС, так и при случайной *одиночной* неисправности – сбое или отказе одного (любого) – из процессоров ВС при реализации им любого из программных модулей (работ) КВР.

Исходные данные и описание моделей. Эксперименты по выполнению КВР при различных способах асинхронного резервирования процессов.

В данной работе рассматриваются и сравниваются различные способы асинхронного резервирования процессов.

Как и в [1 – 3], сложный набор взаимосвязанных программных модулей, в нашем случае – КВР, задается в виде простого ориентированного графа $G(A, H)$ с конечным числом N вершин, где вершина $a_j \in A$ соответствует j -ой работе КВР ($j=1, \dots, N$), а множество дуг H отображает информационно-логические связи между работами.

Каждая работа $a_j, j \in (1, \dots, N)$ задаваемого пользователем КВР характеризуется *случайным* временем t_j ее выполнения (обслуживания), распределенным по *экспоненциальному* закону с параметром $\mu_j=1/M[t_j]$, который соответствует интенсивности обслуживания конкретной работы a_j .

В данной статье рассматриваются только *одиночные* неисправности (ошибки) вычислительных ресурсов параллельной ВС; тем самым предполагается, что в каждом сеансе выполнения КВР может иметь место не более одного сбоя или одного отказа одного из k процессоров ВС. Для обеспечения надежного выполнения КВР в случаях внезапных неисправностей процессоров П здесь используются различные варианты *асинхронного* резервирования программных модулей – работ КВР – с кратностью Z ; в рассматриваемых далее примерах $Z=2$, т.е. каждой работе a_j исходного КВР (назовем ее работой-оригиналом) соответствует резервная работа a_j' . Сравнение результатов этих работ осуществляется с помощью дополнительного программного модуля – работы сравнения b_j . Формальные процедуры введения (в исходный КВР) работ a_j' и b_j – «сателлитов» работы a_j – и их информационных связей с другими работами КВР уже описаны (например, [3]). В результате этих процедур формируется КВР, названный *базовым КВР*, который содержит $(Z+1)N$ работ.

Граф базового КВР описывается таблицей связности его вершин, имеющей такую же структуру, как и для графа исходного КВР по [1 – 3]; эта таблица содержит $3N$ строк (по числу вершин графа базового КВР в случае $Z=2$), в каждой из которых указываются номер j работы a_j или ее «сателлитов», номера работ (вершин) – информационных и/или логических предшественников и преемников данной работы, а также средние времена $M[t_j]$ их выполнения в условных тактах τ и/или интенсивности μ_j их обслуживания, а также значения ранга r_j работ a_j, a_j' и связности s_j соответствующей вершины.

При моделировании процесса выполнения КВР при асинхронном резервировании его работ возникает неисправность при выполнении работы-оригинала a_j или ее копии a_j' , что фиксируется работой сравнения b_j . Далее для сравнения различных моделей и различных графов базовых КВР в наших примерах в качестве «тройки» контрольных работ (a_j, a_j', b_j), при выполнении которой обнаружена неисправность, будет использоваться «тройка» (a_5, a_5', b_5) базового КВР. После этого прекращается штатное выполнение КВР, и происходит инициализация работ блока диагностирования: $a_5^*, c_5, a_5^{**}, d_5$ и b_5^* , с помощью которых однозначно определяется как *номер* неисправного процессора (на какой из работ – оригинале a_5 или копии a_5' – произошла неисправность), так и *тип* его неисправности (сбой или отказ). Так как в постановке задачи рассматривается единичная неисправность, то во всех рассмотренных случаях после возникновения неисправности, определения ее «координат» и восстановления корректного процесса выполнения КВР в дальнейшем выполняются только работы-оригиналы (без работ копий и работ сравнения).

В данной работе исследуются и сравниваются три математические модели, использующие различные методы асинхронного резервирования процессов при выполнении одного и того же исходного КВР как на общем, так и на отдельном вычислительном ресурсе.

Модель 1 использует асинхронное резервирование при выполнении КВР на общем вычислительном ресурсе;

Модель 2 использует асинхронное резервирование при выполнении двух идентичных копий КВР на общем вычислительном ресурсе;

Модель 3 использует асинхронное резервирование при выполнении двух идентичных копий КВР на отдельных вычислительных ресурсах.

В работе рассматриваются правила функционирования каждой модели, и осуществлено сравнительное моделирование на различных типах КВР: параллельный КВР с коэффициентом параллелизма, совпадающим с числом процессоров, на которых выполняется КВР; параллельный КВР с коэффициентом параллелизма, превышающим число процессоров, на которых выполняется КВР, а также сильносвязные КВР.

Заметим, что для корректности сравнительного анализа времени моделирования КВР (модели 1 – 2) оставались неизменными: общее число работ в каждом из КВР; времена их выполнения. Кроме того, неисправность (сбой или отказ) задавалась при выполнении одной и той же работы. Помимо этого, было осуществлено моделирование этих же КВР с измененными (на порядок) численными значениями среднего времени выполнения работ, что позволило выявить те работы и условия, при которых они оказывают существенное влияние на общее время выполнения КВР.

С помощью этих моделей определяются и сравниваются времена выполнения КВР при случайных временах реализации работ КВР и использовании АР, причем оценки определяются как для штатного выполнения КВР, так и для случая *одиночной* неисправности (сбоя или отказа) любого из процессоров ВС, зафиксированной при реализации любой из работ КВР (в нашем случае – для работы a_5 или ее сателлитов). Принципиальная особенность подхода заключается в том, что здесь *не задаются и не используются* численные значения параметров надежности – вероятности или интенсивности сбоев или отказов – вычислительных ресурсов ВС.

Рассмотрим более подробно каждую из *Моделей* 1-3.

Модель 1. Данная математическая модель была достаточно подробно описана в [3]. Важным правилом преобразования исходного графа КВР в базовый является то, что работа копия a_j' использует результаты только работ оригиналов.

Разработаны следующие правила функционирования математической модели:

Правило 1. Готовые к выполнению работы-оригиналы a_j и работы-копии a_j' выбираются из буфера Б на выполнение на обслуживающий прибор (ОП) по известному критерию диспетчеризации «ранг r_j соответствующей вершины графа базового КВР/связность s_j вершины». Работа-оригинал a_j имеет относительный приоритет перед работой-копией a_j' с тем же значением ранга r_j , и при наличии свободного вычислительного ресурса первой назначается на выполнение в ОП.

Правило 2. Работа-оригинал a_j и соответствующая ей работа-копия a_j' всегда назначаются на различные ОП.

Правило 3. Работа сравнения b_j имеет *абсолютный* приоритет среди работ, находящихся в буфере Б (т.е. готовых к выполнению), и немедленно назначается на выполнение либо на тот ОП, на котором завершилось выполнение соответствующей работы-копии a_j' (если работа-оригинал a_j уже выполнена), либо на ОП, на котором завершилось выполнение работы-оригинала a_j (если уже выполнена работа-копия a_j').

Модель 2. Базовый КВР состоит из двух идентичных экземпляров КВР (исходного и резервного), содержащих по 12 работ каждый и 12 работ сравнения результатов выполнения пар аналогичных работ, принадлежащих разным экземплярам КВР.

Правила функционирования:

Правило 1. В данной модели нет понятия работы-оригинала и работы-копии, а существуют две пары равноценных работ КВР. В отличие от модели 1 каждая из них пользуется результатами выполнения работ предшественников, принадлежащих только своему экземпляру.

Правило 2. Готовые к выполнению работы a_j и a_j' каждого из экземпляров КВР выбираются из общего буфера на обслуживание в ОП по известному критерию диспетчеризации «ранг r_j соответствующей вершины графа базового КВР/связность s_j вершины».

Правило 3. Работа сравнения поступает в буфер, после выполнения последней (по времени завершения) из пары контрольных работ: a_i или a_i' . Работа сравнения назначается на выполнение с абсолютным приоритетом на тот ОП, где выполнялась последней одна из пары работ: a_i или a_i' .

Модель 3. Для осуществления асинхронного резервирования граф исходного КВР преобразован в граф базового КВР. Базовый КВР полностью совпадает с базовым графом предыдущей модели 2, но правила функционирования математической модели отличаются.

Правило 1. Для выполнения работ базового графа КВР, состоящего из двух одинаковых независимых экземпляров и работ сравнения, выделяются отдельные вычислительные ресурсы (по 2 процессора для каждого экземпляра КВР). Таким образом, общее количество работ и ресурсов не меняется по сравнению с традиционной моделью. Предполагается наличие двух различных буферов, в каждый из которых будут поступать готовые к выполнению работы из пула в зависимости от их принадлежности первому или второму экземпляру КВР.

Правило 2. Готовые к выполнению работы a_j и a_j' каждого из экземпляров КВР выбираются независимо друг от друга из соответствующих буферов на обслуживание в предназначенные для этого экземпляра ОП по известному критерию диспетчеризации «ранг r_j соответствующей вершины графа базового КВР/связность s_j вершины». Таким образом, работа a_j одного экземпляра КВР и соответствующая ей работа a_j' другого экземпляра КВР всегда назначаются на различные ОП.

Правило 3. Работа сравнения поступает в тот буфер, из которого была назначена на выполнение последняя (по времени) из выполнившихся пар работ (a_i или a_i'). Работа сравнения выполняется с абсолютным приоритетом на том ОП, где эта работа только что закончила свое выполнение.

Отличием данной модели является отсутствие как информационных, так и аппаратных путей передачи ошибки от одного экземпляра КВР к другому. Таким образом, предложенная модель с асинхронным резервированием процессов, состоящая из двух независимых экземпляров КВР, выполняющихся с разделением вычислительных ресурсов, обладает еще более экономичным (с точки зрения временных затрат) механизмом восстановления вычислительного процесса по сравнению с традиционной моделью 1 асинхронного резервирования при выполнении двух идентичных КВР на общем вычислительном ресурсе. Этот эффект достигнут за счет отсутствия дополнительных временных затрат по восстановлению вычислительного процесса.

Результаты моделирования

Основным результатом работы является разработка Моделей 1-3 и получение сравнительных оценок, позволяющих выявлять преимущества и недостатки конкретных моделей, находить общие закономерности при осуществлении АР.

По результатам моделирования можно сделать следующие выводы:

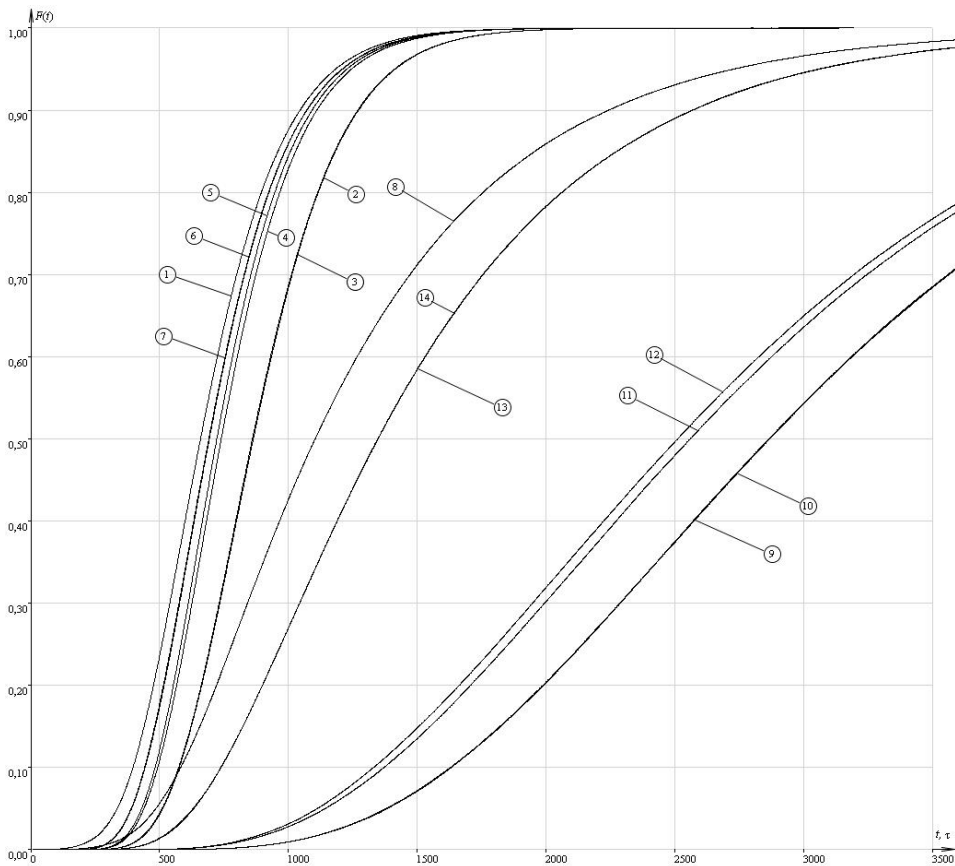
– В модели 1 существенное влияние на время выполнения КВР оказывает тот факт, на какой именно из работ - оригинале или копии - возникла неисправность: при возникновении неисправности на оригинале потеря времени выполнения составляет - до 13% по сравнению со штатным выполнением КВР, а при возникновении неисправности на работе копии на-

блюдается выигрыш во времени выполнения - до 4,4%. Тип неисправности (сбой или отказ) оказывает незначительное влияние на время выполнения КВР.

– В *моделях 2 и 3* тип неисправности и вид работы (оригинал или копия) практически не оказывают влияние на время выполнения КВР. Это объясняется тем, что рассматриваются две идентичные копии КВР, и теряется смысл понятия работы-оригинала или работы-копии.

– *Модель 3* уступает *моделям 1 и 2* при штатном выполнении КВР, но имеет очевидные преимущества при возникновении неисправности при выполнении КВР, что объясняется более экономичным механизмом восстановления процесса правильного выполнения КВР по сравнению с другими моделями

Для наглядности ниже приведены графики функций распределения для *модели 1* КВР1.



Время выполнения работы $a_5 = 90$ тактов.

График 1 – штатное выполнение;
 график 2 – отказ на оригинале;
 график 3 – отказ на копии;
 график 4 – сбой на оригинале;
 график 5 – сбой на копии;
 график 6 – отказ на работе сравнения;
 график 7 – сбой на работе сравнения.

Время выполнения работы $a_5 = 300$ тактов.

График 8 – штатное выполнение;
 график 9 – отказ на оригинале;
 график 10 – отказ на копии;
 график 11 – сбой на оригинале;
 график 12 – сбой на копии;
 график 13 – отказ на работе сравнения;
 график 14 – сбой на работе сравнения.

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, Oct. 1997. P. 593-597.
2. *Игнатущенко В.В., Подшивалова И.Ю.* Динамическое управление надежным выполнением параллельных вычислительных процессов для систем реального времени // Автоматика и телемеханика. 1999. № 6. С.142-157.
3. *Елисеев В.В., Игнатущенко В.В., Подшивалова И.Ю.* Оценка отказоустойчивости управляющих параллельных вычислительных систем: новый подход // Автоматика и телемеханика. 2007. № 6. С. 166-185.
4. *Игнатущенко В.В., Исаева Н.А.* Резервирование взаимосвязанных программных модулей для управляющих параллельных вычислительных систем: организация, оценка отказоустойчивости, формализованное описание // Автоматика и телемеханика. 2008. № 10. С. 142-161.
5. *Исаева Н.А.* Принципы и организация диагностирования ошибок при выполнении задач управления с резервированными взаимосвязанными программными модулями // Материалы Российской конференции с международным участием «Технические и программные средства систем управления, контроля и измерения» УКИ'08. Москва. 2008. С. 281-284.
6. *Подшивалова И.Ю.* Асинхронное резервирование комплексов взаимосвязанных программных модулей при их выполнении на отдельных вычислительных ресурсах // Труды XXXV Междунар. Конф. «Информационные технологии в науке, социологии, экономике и бизнесе» (IT+SE'08). Май 2008. Украина. Ялта-Гурзуф. С. 77-79.