

ОПТИМИЗАЦИЯ БЕЗОТКАЗНОСТИ СИСТЕМ УПРАВЛЕНИЯ ЛА ПРИ АКТИВНОМ НАГРУЖЕННОМ РЕЗЕРВИРОВАНИИ

Вячеслав Михайлович ГРИШИН родился в 1940 г. в городе Москве. Доцент МАИ. Кандидат технических наук, доцент. Основные научные интересы — в области надежности и эффективности летательных аппаратов и их систем управления. Автор более 100 научных работ. E-mail: vnb36@mail.ru

Vyacheslav M. GRISHIN, Ph.D., was born in 1940, in Moscow. He is an Associate Professor at the MAI. His major research interests are in reliability and efficiency of aerospace vehicles and their control systems. He has published over 100 technical papers. E-mail: vnb36@mail.ru

Пью Маунг Ко родился в 1979 г. в городе Янгоне (Союз Мьянмы). Аспирант МАИ. Основные научные интересы в области надежности летательных аппаратов, их систем управления, подсистем и элементов. Автор трех научных работ. E-mail: pmgko@mail.ru

Phyo Maung Ko, was born in 1979, in Yangon, Myanmar. He is a Postgraduate Student at the MAI. His research interests are in reliability and efficiency of aerospace vehicles and their control systems. He has published 3 technical papers. E-mail: pmgko@mail.ru

В работе рассматривается метод повышения безотказности систем управления ЛА при разнотипных элементах за счет оптимизации структуры резервирования при активном нагруженном резервировании. Основу метода составляет волновой алгоритм оптимизации безотказности на неклассических взвешенных реберных графах.

A method is suggested to increase reliability of control systems for aerospace vehicles under various failures. This method uses optimization of redundancy structure for standby loaded redundancy and it is based on reliability optimization algorithm and non-classical weighed edge graphs.

Ключевые слова: безотказность систем управления, внезапный отказ, активное нагруженное резервирование, экстремум, блочное резервирование, оптимизация структуры резервирования, волновой алгоритм, wave algorithm, взвешенный реберный граф.

Key words: reliability of control system, sudden failure, standby loaded redundancy, extremum, block reservation, optimization of redundancy structure, wave algorithm, weighed edge graph.

Введение

Одной из важнейших проблем, стоящих перед разработчиками систем управления летательными аппаратами (СУ ЛА), является проблема повышения их безотказности [1]. В работе рассматривается оптимизация безотказности СУ ЛА при активном нагруженном резервировании.

Известно, что при пассивном (постоянном) резервировании, а также при активном резервировании в случае идеальной работы переключателей чем меньше масштаб резервирования, тем выше надежность системы [3]. Уровень (масштаб), на котором производится резервирование, может быть различным. Резервировать можно отдельные элементы, модули, блоки, панели, стойки, наконец, всю систему в целом. Таким образом, масштаб резервирования тем мельче, чем меньшая часть системы

резервируется как единое целое. Будем называть резервируемую часть системы резервируемым блоком.

Системы управления летательными аппаратами в зависимости от типа ЛА и их назначения отличаются большим разнообразием. Значительным разбросом не только по конструктивным особенностям, но и по показателям безотказности отличаются элементы СУ ЛА. Например, интенсивность отказов электрогидравлического усилителя мощности типа «сопло-заслонка» равна $(0,1 \div 2,0) \cdot 10^{-6}$ 1/ч, гидравлического силового цилиндра равна $3,29 \cdot 10^{-9}$ 1/ч, электронного блока обработки электрических сигналов $(1,5 \div 6,0) \cdot 10^{-4}$ 1/ч, датчика обратной связи $4,686 \cdot 10^{-8}$ 1/ч, системы электропитания $1,06 \cdot 10^{-4}$ 1/ч, системы электропитания $1,06 \cdot 10^{-4}$ 1/ч [5].

Однако, несмотря на большое разнообразие типов и видов систем управления ЛА, наличия разного количества контуров, все они при отсутствии резервирования элементов имеют структурную схему для расчета показателей безотказности (называемую часто структурной схемой надежности) в виде основного (последовательного) соединения, так как отказ любого элемента (в прямой цепи, местной или главной обратной связи) приводит к отказу СУ ЛА. В работе [3] показано, что в случае равнонадежных элементов и неидеальных переключателей при разбиении дублированной системы на одинаковые блоки существует экстремум по размеру блока. Аналогичный экстремум существует также в случае неравнонадежных элементов и неодинаковых блоков резервирования. При этом возникает задача: как составить структурную схему резервирования последовательностей элементов (блоков элементов) основного соединения (в диапазоне от общего до раздельного), чтобы она обеспечивала максимум безотказности при заданной кратности и наличии ограничений на техническую реализацию резервирования некоторых последовательностей.

Эта задача может решаться как в целом для СУ ЛА, так и по отдельным ее подсистемам (которые могут рассматриваться как самостоятельные системы), так как структурная схема надежности в этом случае при отсутствии резервирования может быть представлена как последовательное соединение входящих элементов (основное соединение).

Постановка задачи

Рассмотрим задачу оптимизации структуры резервирования системы при внезапных независимых отказах, когда показатели безотказности элементов и переключателей могут существенно различаться. Будем полагать, что переключатели совмещены с измерителями параметров элементов и имеют обобщенный показатель безотказности. В качестве по-

казателя безотказности будем использовать вероятность безотказной работы за время выполнения задания. На рис. 1 представлена структурная схема основного соединения системы. В схеме приняты следующие обозначения:

$P_1(t_3) = P_1, P_2(t_3) = P_2, P_3(t_3) = P_3, \dots, P_m(t_3) = P_m$ — вероятности безотказной работы элементов за время выполнения задания t_3 ; m — количество основных элементов системы.



Рис. 1. Структурная схема основного соединения

Надежность нерезервированной системы P_c очевидно определяется выражением

$$P_0 = \prod_{i=1}^m P_i. \tag{1}$$

Как отмечено в [4], возможны два способа подключения резерва:

- 1) основная система и все системы, ее резервирующие, снабжены переключателями;
- 2) переключатели находятся в цепях всех резервных систем и не содержатся в цепи основной системы.

Без нарушения общности рассмотрим первый способ подключения резерва. На рис. 2 представлена структурная схема блочного активного резервирования системы с подключением резерва по первому способу.

В схеме приняты следующие обозначения:
 S_j — размер j -го блока резервирования;
 r — количество блоков резервирования;
 k — кратность резервирования;
 $P_c(t_3) = P_c$ — вероятность безотказной работы резервированной системы за время выполнения задания t_3 ;

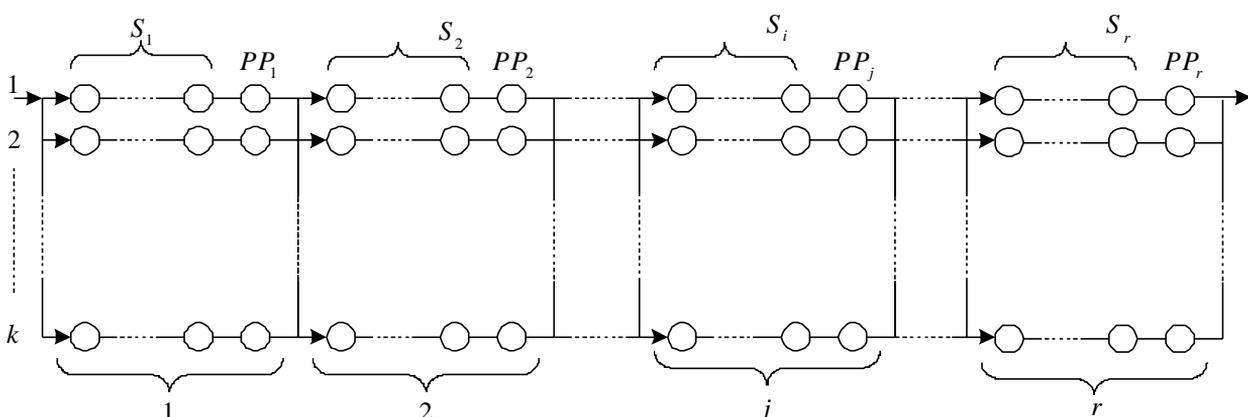


Рис. 2. Структурная схема блочного активного резервирования системы

$PP_j(t_3) = PP_j$ — вероятность безотказной работы переключателей j -го блока резервирования за время t_3 .

Все резервные элементы блока, а также обслуживающие их переключатели одинаковы с основными соответственно. Под кратностью резервирования в работе понимается отношение общего количества всех элементов системы (основных и резервных) к числу основных элементов. Вероятность безотказной работы резервированной системы определяется выражением

$$P_c = \prod_{j=1}^r \left\{ 1 - \left[1 - PP_j \cdot \prod_{i=1}^{S_j} P_{i,j} \right]^k \right\}, \quad (2)$$

где j — номер блока резервирования; i — номер элемента (основного или резервного) в j -м блоке.

Из формулы (2) видно, что при $r = 1$ блочное резервирование трансформируется в общее резервирование, а при $r = m$ — в раздельное резервирование.

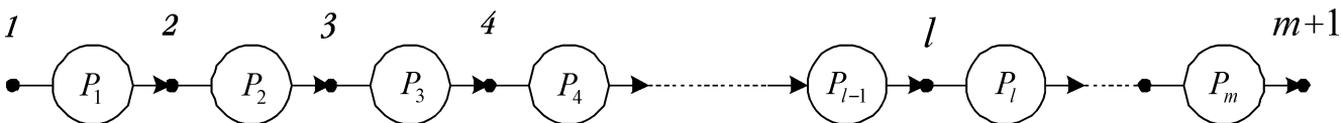


Рис. 3. Реберный граф для нерезервированной системы

Задача оптимизации структуры резервирования ставится следующим образом: при заданных параметрах системы $m, k, P_{i,j}, PP_j$ найти такие значения размеров блоков $S_1, S_2, \dots, S_j, \dots, S_r$, которые обеспечивают максимум показателя безотказности P_c^* резервированной системы, т.е.

$$P_c^* = \max_{\{S_j\}} \prod_{j=1}^r \left\{ 1 - \left[1 - PP_j \cdot \prod_{i=1}^{S_j} P_{i,j} \right]^k \right\}, \quad (3)$$

при ограничениях на техническую реализацию некоторых блоков S_j , а также

$$\sum_{j=1}^r S_j = m, \quad 1 \leq r \leq m, \quad (4)$$

$$r, S_j \text{ — целые.} \quad (5)$$

Методика решения задачи

Решение задачи (3) при ограничениях (4) и (5) представляет собой сложную комбинаторную проблему. Для преодоления возникающих при этом вычислительных трудностей авторами была предложена методика, использующая оптимизацию на неклассических (взвешенных) графах [6]. Основу методики составляет формирование ориентированного реберного (а не вершинного, как обычно) графа, соответствующего оптимизируемой системе и содержащего в себе все возможные комбинации блочного резервирования. При отсутствии ограничений на техническую реализацию некоторых блоков для решения задачи используется полносвязный ориентированный реберный граф. При наличии указанных ограничений ребра графа, соответствующие запретным блокам, удаляются.

Сначала построим реберный граф для нерезервированной системы. Он содержит $(m + 1)$ вершину и m ребер. На рис. 3 представлен реберный граф для нерезервированной системы.

Здесь каждому ребру графа поставлен в соответствие «вес» в виде вероятности безотказной работы соответствующего элемента системы.

Реберный граф резервированной системы строится на основе реберного графа нерезервированной системы. Для этого сначала на каждом ориентированном ребре графа нерезервированной системы проставляется новый вес, соответствующий вероятности безотказной работы блока длины 1 (раздельное резервирование) с заданной кратностью k . Например, ребра между вершинами 1-2, 2-3, ..., m -($m+1$) должны иметь веса:

$$P_{1,2}^{\bar{}} = 1 - (1 - P_{1,2} \cdot PP_{1,2})^k; \quad P_{2,3}^{\bar{}} = 1 - (1 - P_{2,3} \cdot PP_{2,3})^k;$$

...

$$P_{m,m+1}^{\bar{}} = 1 - (1 - P_{m,m+1} \cdot PP_{m,m+1})^k,$$

где $P_{1,2} = P_1; P_{2,3} = P_2; \dots; P_{m,m+1} = P_m$;

$PP_{1,2}, PP_{2,3}, \dots, PP_{m,m+1}$ — вероятности безотказной работы переключателей, обслуживающих соответствующие блоки.

Далее, на рис. 3 проводим последовательно ориентированные ребра из каждой вершины (начиная с первой) ко всем остальным (слева направо), не допуская изображения двух или более ребер между любой парой вершин. Получаемый при этом граф удобнее представить в виде, приведенном на рис. 4.

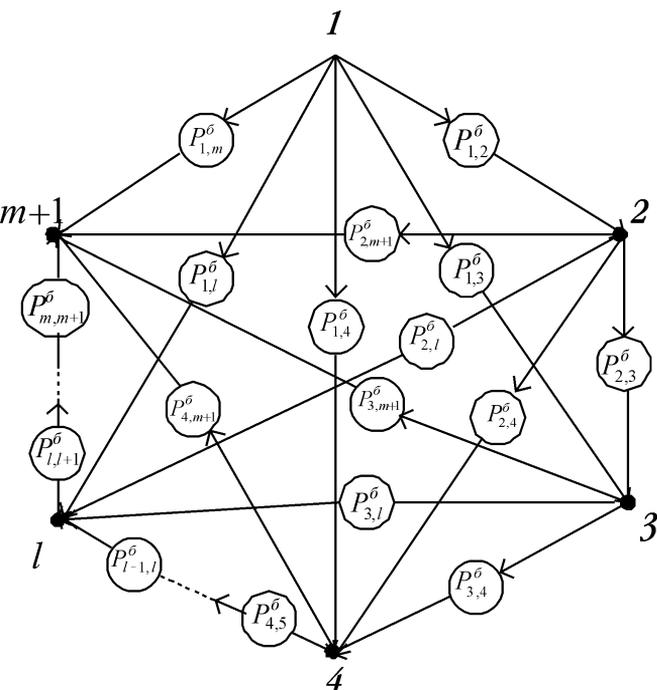


Рис. 4. Реберный граф для резервированной системы

Этот граф содержит $m \cdot (m+1)/2$ ребер (при отсутствии технических ограничений на реализацию некоторых блоков). Вся совокупность ребер графа отражает всевозможные способы формирования блоков резервирования. Таким образом, любой блок имеет начальную вершину и конечную вершину. Каждому ребру, как и в предыдущем случае, присвоен вес, равный вероятности безотказной работы соответствующего блока резервирования. Например, блок, включающий последовательность вершин $l, l+1, \dots, h$ графа основного соединения, имеет вес

$$P_{l,h}^\sigma = 1 - (1 - P_{l,l+1} \cdot P_{l+1,l+2} \cdot \dots \cdot P_{h-1,h} \cdot PP_{l,h})^k.$$

Из рис. 4 видно, что на сформированном графе существует множество маршрутов из вершины 1 в вершину $m+1$ в виде последовательностей (цепочек) ориентированных ребер-блоков. Каждый маршрут определяет один из способов блочного резервирования системы в диапазоне от отдельного (маршрут 1-2-3-...- $m+1$) до общего (маршрут 1- $m+1$).

Определим вес маршрута как произведение весов, входящих в него ребер-блоков. Этот вес равен вероятности безотказной работы системы при данном варианте резервирования, т.е. соответствует формуле (2). Поэтому решение поставленной задачи (3) при ограничениях (4) и (5) сводится к поиску маршрута с максимальным весом.

Для нахождения оптимального маршрута (в смысле его максимального веса) в работе предлагается использовать волновой алгоритм. Его суть сводится к следующему. Из исходной вершины запускается волна, которая распространяется по шагам во всевозможных направлениях ориентированного графа. За один шаг волна перемещается из текущего состояния в новое состояние на одно ребро. Условно можно выделить передний фронт волны и задний фронт волны, между которыми проходит оптимизация.

На первом шаге волна перемещается из исходной вершины в смежные вершины по всем исходящим из нее ориентированным ребрам. Вершины, до которых волна дошла первый раз, определяют ее передний фронт. Каждой вершине, до которой дошла волна на первом шаге, присваивается вес ребра, по которому пришла в нее волна, а также запоминается номер вершины, из которой пришла волна (входной адрес).

Затем фиксируются вершины, до которых дошла волна на втором шаге. Вес любой вершины на втором шаге определяется произведением веса входящего в нее ребра и веса инцидентной этому ребру (исходящей) вершины. Если в какую-либо вершину на втором шаге (и последующих шагах) входят несколько ориентированных ребер, то вес этой вершины определяется, как максимум, из возможных весов. Этим обеспечивается присвоение вершинам графа относительного максимума (присвоения вершинам максимального веса из нескольких возможных на текущем шаге). Пошаговый процесс распространения волны продолжается до тех пор, пока задний фронт волны, проходящий по самым длинным путям (в смысле количества входящих в них ребер) не достигнет всех вершин. Причем за передним фронтом волна может многократно приходить в одну и ту же вершину по разным маршрутам на различных шагах. Всякий раз в таких ситуациях алгоритм обновляет вес и входной адрес вершины, если новый вес выше ранее записанного. Этим обеспечивается присвоение каждой вершине условного максимального веса. При достижении конца распространения волны каждая вершина содержит абсолютный безусловный максимум, т.е. максимальный вес, с которым волна пришла в каждую вершину по оптимальному маршруту из исход-

ной вершины. Оптимальные маршруты легко восстанавливаются по входным адресам, приписанным каждой вершине.

Оценка вычислительной сложности методики оптимизации

Рассмотрим методически самый сложный случай, когда отсутствуют ограничения на техническую реализацию каких-либо способов блочного резервирования. При таком предположении ориентированный взвешенный граф (рис. 4), определяющий всевозможные способы резервирования, является полносвязным.

Вычислительная сложность разработанной методики определяется количеством операций S_{Σ} , выполняемых волновым алгоритмом при нахождении маршрута с максимальным весом из начальной вершины 1 в конечную вершину $(m+1)$. Волновой алгоритм имеет пошаговую структуру. На каждом шаге волна перемещается из множества вершин ее текущего положения по исходящим из них ориентированным ребрам (дугам) единичной длины в множество вершин, определяющих новое положение волны. При этом перемещение волны по каждому ориентированному ребру соответствует выполнению одной операции: вес текущей вершины умножается на вес исходящего из нее ребра. Вся оптимизация волновым алгоритмом осуществляется за m шагов, количество которых определяется числом ориентированных ребер, входящих в самый длинный маршрут из начальной вершины в конечную (маршрут 1-2-3-...- m -($m+1$), рис.4).

На первом шаге волна перемещается из вершины 1 в вершины 2,3,4,..., m ,($m+1$), определяющие новое положение волны, по m ориентированным ребрам. Количество выполняемых операций при этом равно $S_1 = m$. На втором шаге волна перемещается по ориентированным ребрам, исходящим из вершин 2,3,4,..., m ,($m+1$) в вершины 3,4,..., m ,($m+1$), определяющие новое положение волны. При этом, количество ориентированных ребер, выходящих из вершины 2, равно $(m-1)$, из вершины 3 равно $(m-2)$ и т.д., из вершины m — одно ребро, из вершины $(m+1)$ — ни одного ребра. Таким образом, количество операций, выполняемых на втором шаге, равно $S_2 = (m-1) + (m-2) + \dots + 3 + 2 + 1$. На третьем шаге количество выполняемых операций по аналогии с предыдущим равно $S_3 = (m-2) + (m-3) + \dots + 3 + 2 + 1$. Продолжая аналогично получаем, что количество операций, выполняемых на $(m-1)$ -м шаге, равно $S_{(m-1)} = 2 + 1$, а на m -м шаге количество выполняемых операций равно $S_m = 1$.

Суммируя количество выполняемых операций за m шагов, получаем

$$S_{\Sigma} = m + \sum_{i=1}^{m-1} \frac{(i+1) \cdot i}{2} = m + \frac{1}{2} \left[\sum_{i=1}^{m-1} i + \sum_{i=1}^{m-1} i^2 \right] = m + \frac{1}{2} \left[\frac{(1+(m-1)) \cdot (m-1)}{2} + \frac{m \cdot (m-1) \cdot (2m-1)}{6} \right]. \quad (6)$$

В выражении (6) используется формула суммы членов арифметической прогрессии, а также известная в математике формула

$$1^2 + 2^2 + 3^2 + \dots + k^2 = \frac{k \cdot (k+1) \cdot (2k+1)}{6},$$

которая легко доказывается по индукции.

Полученный результат показывает, что разработанная методика оптимизации структуры блочного резервирования имеет полиномиальную вычислительную сложность. Причем трудоемкость методики в самом сложном случае не превышает полинома третьего порядка. Следовательно, методика позволяет решать задачи выбора оптимальной структуры резервирования систем, насчитывающих тысячи и более элементов.

Для сравнения оценим трудоемкость решения рассматриваемой оптимизационной задачи методом перебора. Для выбора маршрута с максимальным весом на графе, изображенном на рис. 4, нужно рассчитать веса всех маршрутов и сравнить их между собой. Определим количество маршрутов между начальной (первой) и конечной $(m+1)$ -й вершинами.

Количество маршрутов между начальной и конечной вершинами без промежуточных вершин равно 1 (маршрут 1-($m+1$) на графе, рис.4). Количество маршрутов между начальной и конечной вершинами с одной промежуточной вершиной равно $m-1 = C_{m-1}^1$ (маршруты: 1-2-($m+1$), 1-3-($m+1$), 1-4-($m+1$),..., 1-($m+1$)). Количество маршрутов между начальной и конечной вершинами с двумя промежуточными вершинами равно C_{m-1}^2 . Продолжая аналогично, получим, что количество маршрутов между начальной и конечной вершинами с $(m-1)$ -й промежуточной вершиной равно C_{m-1}^{m-1} . Суммируя все маршруты, получим

$$S_{\Sigma} = \sum_{i=0}^{m-1} C_{m-1}^i = 2^{m-1}. \quad (7)$$

Формула (7) показывает, что решение рассматриваемой задачи методом перебора имеет экспонен-

циальную вычислительную сложность, а значит, метод перебора позволяет решать рассматриваемую задачу лишь небольшого размера m .

Результаты расчетов

Предложенная методика запрограммирована в системе MATLAB. Ниже приводятся некоторые результаты, иллюстрирующие возможности предлагаемого подхода при различных вариантах исходных данных. В расчетах будем полагать, что технические ограничения на варианты формирования блоков резервирования отсутствуют.

Вариант 1. Нерезервированная система содержит пять элементов ($m = 5$). Реберный граф исходной системы имеет шесть вершин и представлен на рис. 5.

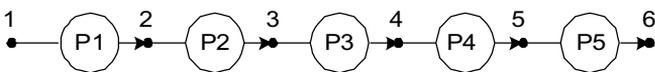


Рис. 5. Реберный граф нерезервированной системы

Вероятности безотказной работы $P_i, i = 1, 2, \dots, 5$, основных и резервных элементов имеют следующие значения: $P_1 = 0,978$; $P_2 = 0,975$; $P_3 = 0,970$; $P_4 = 0,972$; $P_5 = 0,964$. Надежность переключателей при всех комбинациях блочного резервирования принята одинаковой и равной $PP = 0,95$. Кратность резервирования $k = 2$. Оптимальный маршрут (ОМ) из вершины 1 в вершину 6 имеет вид ОМ=1-3-5-6, где 1,3,5,6 — номера вершин реберного графа нерезервированной системы. Показатель безотказности системы P_c равен 0,9734. На рис. 6 изображена оптимальная структура резервирования, соответствующая найденному оптимальному маршруту.

Из оптимального маршрута и рис. 6 видно, что элементы 1 и 2 образуют первый блок, элементы 3

и 4 образуют второй блок, а элемент 5 — третий блок.

Вариант 2. Поменяем значениями вероятности P_1 и P_5 , оставляя остальные исходные данные прежними ($P_1 = 0,964, P_5 = 0,978$), т.е. исследуем влияние изменений показателей безотказности элементов системы на оптимальную структуру блочного резервирования. В результате расчетов получим: ОМ=1-2-4-6, $P_c = 0,9734$. Видим, что изменился вариант оптимального блочного резервирования при неизменном показателе P_c .

Исследуем влияние кратности резервирования на оптимальную структуру блочного резервирования.

Вариант 3. Исходные данные варианта 3 соответствуют варианту 1. Увеличим кратность резервирования на 1, т.е. примем $k = 3$. В результате расчетов получим: ОМ=1-2-3-4-6, $P_c = 0,9992$. Оптимальная структура блочного резервирования, соответствующая данному варианту, представлена на рис. 7.

Вариант 4. Исходные данные варианта 4 соответствуют варианту 3. Увеличим кратность еще на 1, т.е. примем $k = 4$. В результате расчетов получим: ОМ=1-2-3-4-5-6, $P_c = 0,9999$. Оптимальная структура резервирования, соответствующая данному варианту, представлена на рис. 8.

Таким образом, с ростом кратности резервирования оптимальная структура блочного резервирования стремится к отдельному резервированию.

Проверим расчетами справедливость граничных условий существования экстремума при блочном резервировании

$$\frac{q_p}{m \cdot (k-1)} \leq q \leq \frac{q_p}{(k-1)}, \quad (8)$$

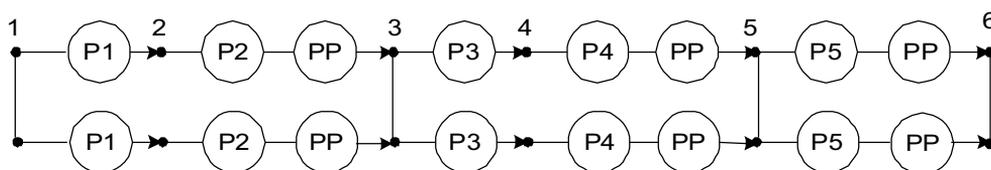


Рис. 6. Оптимальная структура блочного резервирования варианта 1

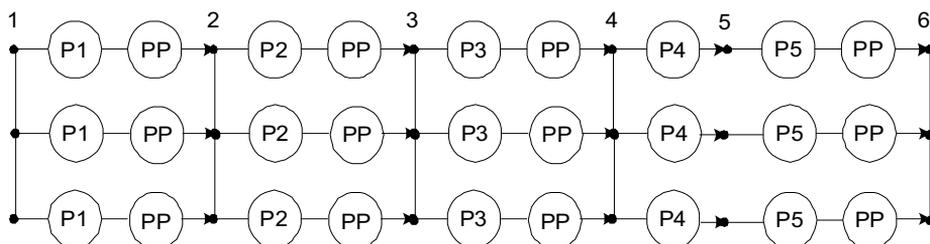


Рис. 7. Оптимальная структура блочного резервирования варианта 3

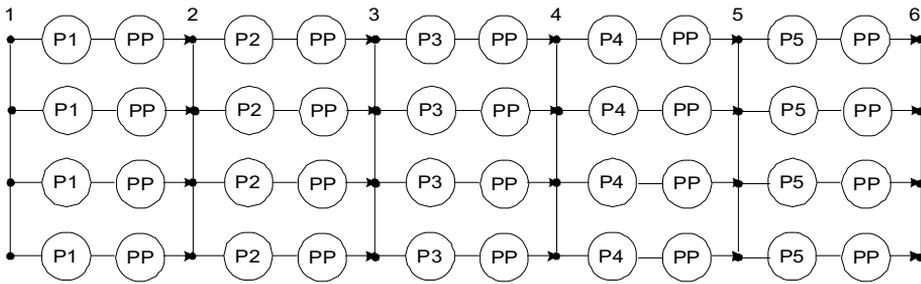


Рис. 8. Оптимальная структура блочного резервирования варианта 4

полученном в [2], для одинаковых показателей безотказности основных и резервных элементов, а также одинаковых переключателей для случая неравнонадежных элементов. При неравнонадежных элементах $q_i = 1 - P_i$ и равнонадежных переключателях $q_{pj} = 1 - PP_j = q_p$ для любых j выражение (8) приобретает вид

$$\frac{q_p}{m \cdot (k-1)} \leq q_i \leq \frac{q_p}{(k-1)} \text{ для } \forall i, i=1,2,3,\dots,m. \quad (9)$$

Вариант 5. Примем $m = 5, k = 2, PP = 0,95$ (т.е. $q_p = 0,05$). Выберем значения вероятностей безотказной работы элементов из условия $P_i \leq 0,95$ (правая граница неравенства (9)): $P_1 = 0,940; P_2 = 0,935; P_3 = 0,930; P_4 = 0,925; P_5 = 0,920$. В результате расчетов получим $OM = 1-2-3-4-5-6, P_c = 0,9337$. Оптимальная структура имеет вид отдельного резервирования.

Вариант 6. Примем, как и в предыдущем случае, $m = 5, k = 2, PP = 0,95$ (т.е. $q_p = 0,05$). Выберем значения вероятностей безотказной работы элементов из условия $P_i \leq 0,99$ (левая граница неравенства (9)) $P_1 = 0,9910; P_2 = 0,99920; P_3 = 0,9925; P_4 = 0,9230; P_5 = 0,9928$. В результате расчетов получим $OM = 1-6, P_c = 0,9937$. Оптимальная структура имеет вид общего резервирования.

Таким образом, проведенные расчеты показывают, что выявленные в [2] тенденции проявляются не только когда элементы системы одинаковы, но и когда элементы различны при условии, что показатели безотказности переключателей одинаковы. Для различных показателей безотказности переключателей граничные условия существования экстремумов при блочном резервировании отсутствуют.

Вариант 7. Проведем расчеты для общего случая, когда элементы системы и переключатели блоков имеют различные показатели безотказности. Примем $m = 5, k = 2$. Зададим различные значения показателей безотказности основных (и резервных)

элементов P_l , а также переключателей $PP_{l,h}$, где l — начало блока по реберному графу; h — конец блока, $l, h = 1, 2, \dots, m, h > l; P_1 = 0,978; P_2 = 0,975; P_3 = 0,970; P_4 = 0,972; P_5 = 0,964; PP_{1,2} = 0,950; PP_{1,3} = 0,989; PP_{1,4} = 0,973; PP_{1,5} = 0,987; PP_{1,6} = 0,985; PP_{2,3} = 0,995; PP_{2,4} = 0,980; PP_{2,5} = 0,982; PP_{2,6} = 0,985; PP_{3,4} = 0,940; PP_{3,5} = 0,968; PP_{3,6} = 0,971; PP_{4,5} = 0,945; PP_{4,6} = 0,977; PP_{5,6} = 0,952$. В результате расчетов получим $OM = 1-3-6, P_c = 0,9892$. В данном варианте оптимальная структура резервирования содержит два блока. Первый блок содержит элементы 1 и 2 с переключателем $PP_{1,3}$, а второй блок — элементы 3, 4 и 5 с переключателем $PP_{3,6}$.

Вариант 8. Проведем сопоставление показателей безотказности при оптимальном блочном резервировании с показателями безотказности при общем и отдельном резервировании. Примем $m = 20, k = 2$. Переключатели всех блоков одинаковы и равны $PP = 0,95$. Безотказность основных и резервных элементов задана вероятностями: $P_1 = 0,985; P_2 = 0,955; P_3 = 0,957; P_4 = 0,959; P_5 = 0,960; P_6 = 0,973; P_7 = 0,985; P_8 = 0,981; P_9 = 0,976; P_{10} = 0,964; P_{11} = 0,967; P_{12} = 0,958; P_{13} = 0,955; P_{14} = 0,962; P_{15} = 0,959; P_{16} = 0,973; P_{17} = 0,979; P_{18} = 0,961; P_{19} = 0,987; P_{20} = 0,980$. В результате расчетов получим $OM = 1-5-6-13-18-21, P_c = 0,8243$. Оптимальная структура резервирования содержит пять блоков с элементами 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 11, 12, 13, 14, 15, 16, 17, 18, 19, 20. Рассчитав вероятность безотказной работы системы для исходных данных варианта 8 дополнительно для случая общего и отдельного резервирования, получим $P_c^{общ} = 0,7673; P_c^{разд} = 0,7249$.

Полученные показатели значительно ниже оптимального значения $P_c = 0,8243$. Таким образом, оптимизация структуры блочного резервирования позволяет существенно увеличить вероятность безотказной работы по сравнению с вероятностью безотказной работы неоптимальных вариантов.

Выводы

Разработана методика оптимизации структур активного нагруженного резервирования, основанная на использовании неклассических «взвешенных» графов. Методика имеет полиномиальную вычислительную сложность, что позволяет использовать ее для решения рассматриваемой задачи большого размера. Она позволяет построить оптимальную структуру резервирования, значительно повышающую вероятность безотказной работы системы при различных вероятностях безотказной работы и элементов системы и переключателей в условиях независимости возникающих отказов. Методика позволяет легко учитывать технические ограничения, накладываемые на реализуемость отдельных блоков резервирования.

Библиографический список

1. *Епифанов А.Д.* Надежность систем управления. — М.: Машиностроение, 1975.
2. *Гришин В.М., Пью Маунг Ко.* Оптимизация безотказности одного класса компонентов систем управления ЛА при активном нагруженном резервировании // Вестник МАИ. 2009. Т. 16. №1. С. 116-123.
3. *Козлов Б.А., Ушаков И.А.* Справочник по расчету надежности аппаратуры радиоэлектроники и автоматики. — М.: Советское радио, 1975.
4. *Половко А.М.* Основы теории надежности. — М.: Наука, 1964.
5. *Редько П.Г.* Повышение безотказности и улучшение характеристик электрогидравлических следящих приводов. — М.: Янус-К, 2002.
6. *Кристофидес Н.* Теория графов. Алгоритмический подход. — М.: Мир, 1978.

Московский авиационный институт
Статья поступила в редакцию 20.11.2009