Полученные результаты могут быть использованы при оптимизации систем, где важна не длина очереди, а время ожидания заявок в очереди.

Выводы

1. Изучена гистерезисная стратегия управления однотипным, симметричным резервным прибором, управляемым по текущему времени ожидания заявки, находящейся первой в очереди. Получен явный вид функции потерь при различных значениях входных параметров.
2. Проведена оптимизация системы при учете потерь на ожидание и амортизацию.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Коваленко И.Н. О СМО со скоростью обслуживания, зависящей от числа требований в системе, и периодическим отключением каналов // Проблемы передачи информации. – 1971. – Вып. 7. – № 2. – С. 106–111.
2. Поттосина С.А. Однолинейная система массового обслуживания с переменной интенсивностью обслуживания, зависящей от времени ожидания, функционирующая в случайной среде // В кн.: Управляемые системы массового обслуживания / под ред. А.Ф. Терпугова. – Томск: Изд-во ТГУ, 1984. – С. 100–105.
3. Горцев А.М., Назаров А.А., Терпугов А.Ф. Управление и адаптация в системах массового обслуживания. – Томск: Изд-во ТГУ, 1978. – 208 с.
4. Горцев А.М., Катаева С.С. Оптимизация гистерезисного управления резервным каналом в вычислительной системе с двумя ЭВМ // Техника средств связи. Сер. Системы связи. – 1990. – Вып. 7. – С. 3–8.
5. Зиновьева Л.И., Терпугов А.Ф. Однолинейная система массового обслуживания с переменной интенсивностью, зависящей от времени ожидания // Автоматика и телемеханика. – 1981. – № 1. – С. 27–30.
6. Самочернова Л.И. Оптимизация системы массового обслуживания с переменной интенсивностью, зависящей от времени ожидания // Известия Томского политехнического университета. – 2009. – Т. 315. – № 5. – С. 178–182.
7. Исследование двух однолинейных СМО с интенсивностью обслуживания, зависящей от времени ожидания / Самочернова Л.И.; Том. политехн. ун-т. – Томск, 2009. – 9 с. – Библиогр: 7 назв. – Рус. – Деп. в ВИНИТИ 29.10.2009, № 659 – В 2009.
8. Самочернова Л.И. Оптимизация системы массового обслуживания с резервным прибором с управлением, зависящим от времени ожидания // Известия Томского политехнического университета. – 2010. – Т. 316. – № 5. – С. 94–97.
9. Самочернова Л.И. Переходной режим работы двухуровневой СМО // Дни науки: Сб. матер. научно-практ. конф. преподавателей и студентов. Вып. 8. Ч. 2 / Отв. ред. А.А. Маслак. – Славянск на Кубани: Издат. центр СГПИ, 2009. – С. 62–68.

Поступила 20.06.2011 г.

УДК 004.94

ОПРЕДЕЛЕНИЕ НИЖНЕЙ ГРАНИЦЫ ОЦЕНКИ КОМПАКТНОСТИ ДЛЯ ТОПОЛОГИЧЕСКИХ РАЗБИЕНИЙ

Ал.В. Погребной

Томский политехнический университет
E-mail: pogrebnoy@tpu.ru

Вводится понятие компактного множества объектов распределенной системы и предлагается эффективный алгоритм формирования таких множеств. На основе компактных множеств предложено два способа определения нижней границы оценки компактности топологического разбиения. Приводится пример работы программного средства, реализующего алгоритм определения нижней границы разбиения.

Ключевые слова:
Компактное разбиение, компактное множество, оценка компактности, топологический центр множества, нижняя граница разбиения.

Key words:
Compact partition, compact set, estimate the compactness, topological center of the set, lower limit of partition.

Постановка задачи

В работах [1, 2] предложен алгоритм разбиения совокупности объектов Q (терминальных точек) распределенной системы, расположенных на ограниченной территории (топологическом поле), на заданное число множеств Q_j, j=1,2,..., m, каждое из которых содержит равное число объектов. Расположение объектов $q_i \in Q$, j=1,2,..., n на топологическом поле задается координатами. Критерием разбиения является минимальная суммарная компактность множеств Q_j, входящих в w-й вариант разбиения $\{Q_j\}_w$, $w \in W$. Компактность множества Q_j, оценивается величиной R_j, равной сумме расстояний от объекта $q_i \in Q_j$ до топологического центра расположения множества Q_j на топологическом поле. В ряде случаев наряду с оценкой R_j используется другая оценка компактности L_j, которая суммирует расстояния между всеми объектами $q_i \in Q_j$. Таким образом, компактность некоторого w-го варианта разбиения $\{Q_j\}_w$ оценивается величиной

$$R_w = \sum_{j-1}^{m} R_j \text{ или величиной } L_w = \sum_{j-1}^{m} L_j.$$

Алгоритм разбиения по критерию компактности является приближенным и позволяет получить вариант разбиения $\{Q_j\}_w$, который соответствует некоторому локальному оптимуму с оценкой R_w и назван локальным компактным разбиением (ЛК-разбиением). Для приближенных алгоритмов всегда важно знать насколько далеко отстоит полученное решение от оптимального. Получить оптимальное компактное разбиение (К-разбиение) с оценкой R_w^* не представляется возможным даже для малой размерности совокупности объектов Q. Поэтому в теории компактных разбиений отсутствует какая-либо возможность оценить степень приближения ЛК-разбиения с оценкой R_w к К-разбиению с оценкой R_w^*. Оценить качество ЛК-разбиения можно лишь визуально, если на топологическом поле выделить полученные множества Q_j, как это показано на рис. 1.

ЛК-разбиение, рис. 1, получено для значений параметров разбиения: $|Q|=40$, $|Q_j|=8$. Символом □ показаны топологические центры соответствующих множеств Q_j. Оценка R_w для данного ЛК-разбиения составила 3200 ед.

Очевидно, что улучшить данное решение даже путем визуального поиска другого варианта разбиения, представляется весьма проблематичным. Вместе с тем нет оснований утверждать, что не существует разбиений с меньшей оценкой компактности. Учитывая, что нет формальных методов получения К-разбиения с оценкой $R_w^* \le R_w$, актуальным является определение интервала $R_w^0 \le R_w^+ \le R_w$, в котором может пребывать значение R_w^*. Левую границу R_w^0 интервала $[R_w^0, R_w]$ следует рассматривать в качестве нижней границы оценки компактности для вариантов разбиений с определенными значениями параметров. Решению задачи определения нижней границы R_w^0 посвящена данная статья. Здесь помимо поиска основания для определения величины R_w^0 необходимо стремиться к снижению отношения $(R_w - R_w^0)/R_w$. С увеличением этого отношения роль нижней границы R_w^0 в оценке достигнутого уровня компактности у полученного ЛК-разбиения будет снижаться.

Определение и алгоритм формирования компактных множеств

ЛК-разбиение $\{Q_j\}_w$ характеризуется тем, что объекты $q_i \in Q$ наилучшим образом распределены относительно топологических центров c_j множеств Q_j. Это означает, что любое перемещение объектов между множествами Q_j приводит к ухудшению оценки компактности R_w данного ЛК-разбиения. Другими словами, улучшить ЛК-разбиение можно лишь изменив координаты центров c_j. Поэтому множество Q_j ЛК-разбиения $\{Q_j\}_w$ будем именовать устойчивым относительно своего центра c_j. Заметим также, что в устойчивом множестве топологический центр совпадает с центром c_j, относительно которого множество Q_j было объявлено устойчивым. Это свойство следует из алгоритма получения ЛК-разбиения [1, 2], и его правомерность здесь не обсуждается.

Таким образом, устойчивые множества Q_j ЛК-разбиения обладают двумя свойствами:

- топологические центры в множествах Q_j совпадают с центрами c_j;
- перераспределение объектов между множествами Q_j приводит к ухудшению оценки компактности R_w.

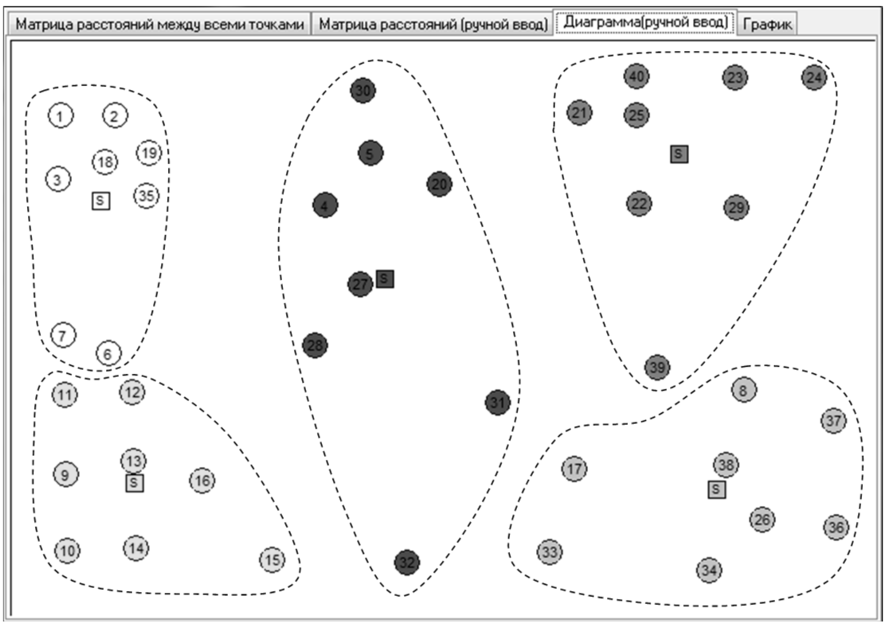

Рис. 1. Пример ЛК-разбиения объектов распределенной системы

Оба свойства тесно связаны между собой. Так, при несовпадении топологических центров с центрами c_j теряется устойчивость множеств и появляется возможность улучшить оценку R_w. И напротив, если удается перераспределить объекты с улучшением оценки R_w, то топологические центры не совпадут с центрами c_j, и множества Q_j не будут устойчивыми.

По аналогии с множествами Q_j относительно своих центров c_j введем понятие множеств Q_i, устойчивых относительно одного из объектов $q_i \in Q_i$. Предположим, что для каждого объекта $q_i \in Q$ сформировано множество Q_i с минимальным значением оценки компактности R_i^*. При этом должно соблюдаться условие $|Q_i|=|Q_j|=\text{const}$. Очевидно, что в этом случае $\cup Q_i = Q$, а любые два множества Q_{i_1} и Q_{i_2} могут иметь не пустое пересечение, т. е. $Q_{i_1} \cap Q_{i_2} \neq \varnothing$.

Учитывая, что каждому Q_i соответствует минимальное значение оценки компактности R_i^*, правомерным является утверждение о соблюдении приведенных выше свойств и для множеств Q_i. Действительно центры c_i, относительно которых определялись оценки компактности R_i^*, одновременно являются топологическими центрами в множествах Q_i. Что касается перераспределения объектов между множествами Q_i, то оно также невозможно, т. к. множествам Q_i соответствуют минимальные оценки компактности R_i^*. Следовательно, множества Q_i также являются устойчивыми.

Отличие множеств Q_i от Q_j состоит в том, что множество Q_i имеет минимально возможную оценку компактности R_i^*, а в отношении множества Q_j говорить о степени компактности не имеет смысла. Каждое множество Q_j имеет определенное значение оценки компактности R_j, а степень компактности разбиения $\{Q_j\}_w$ оценивается величиной R_w. Исходя из этого множества Q_i в отличие от множеств Q_j будем именовать компактными.

Компактное множество Q_i с числом объектов $|Q_i|=s$ является устойчивым относительно объекта $q_i \in Q_i$ и имеет минимально возможную оценку компактности R_i^*. Величина s принимается равной $|Q_j|$, определяемой при получении ЛК-разбиения. Будем считать, что все Q_j, $j=1,2,\ldots,m$ имеют равную мощность $|Q_j|=s$, а число объектов в Q равно $n=ms$.

Для формирования компактных множеств Q_i, $i=1,2,\ldots,n$, необходимо:

1. Из объектов $q_i \in Q$ сформировать совокупность множеств Q_ξ, каждое из которых содержит s разных объектов и соответствует одному из сочетаний C_n^s.
2. Множества Q_ξ разбить на n групп $\{Q_{i\xi}\}$, $i=1,2,\ldots,n$ так, чтобы каждое множество $Q_{i\xi}$, входящее в i-ю группу, содержало объект q_i.
3. Для каждой i-й группы в множествах $Q_{i\xi}$ определить координаты топологического центра и вычислить значения оценок компактности $R_{i\xi}$.
4. Среди множеств $Q_{i\xi}$ в каждой i-й группе выбрать одно множество Q_i с минимальной оценкой компактности R_i^*.

В результате выполнения перечисленных операций для каждого объекта $q_i \in Q$ будет получено компактное множество Q_i. Приведенный вариант алгоритма основан на полном переборе множеств Q_ξ. В этом случае число перебираемых множеств Q_ξ равно C_n^s. Поэтому объем вычислений при реализации данного алгоритма уже для совокупности Q, содержащей несколько десятков объектов, становиться недопустимо большим.

Ниже предлагается более эффективный алгоритм формирования компактных множеств Q_i. Алгоритм позволяет последовательно и отдельно для каждого объекта $q_i \in Q$ сформировать компактное множество Q_i, содержащее s объектов.

На первом этапе алгоритма для очередного объекта $q_i \in Q$ из объектов его ближайшего окружения формируется множество Q_{i1}. При этом в множество Q_{i1} наряду с q_i включаются объекты удаленные от q_i на минимальные расстояния. Пример построения множества $Q_{i1}=(q_i,q_5,q_2,q_6,q_4,q_3,q_8)$ путем подключения ближайших объектов для $s=7$ показан на рис. 2, *а*.

Второй этап алгоритма выполняет проверку возможности преобразования множества Q_{i1} в Q_{i2} с лучшей оценкой компактности. С этой целью в множестве Q_{i1} выбирается объект наиболее удалённый от всех других объектов этого множества. В нашем примере таким объектом оказался q_3^-, т. к. сумма расстояний от него до других объектов множества получилась наибольшей. Далее среди объектов $Q \backslash Q_{i1}$ выбирается объект наименее удалённый от объектов $Q_{i1} \backslash q_3^-$ (в нашем случае это q_1^+). Если удаление объекта со знаком «–» оказалось больше чем у объекта со знаком «+», то из Q_{i1} объект со знаком «–» исключается, а объект со знаком «+» включается. Полученное множество Q_{i2} показано на рис. 2, *б*.

Аналогично выполняется преобразование множества Q_{i2} в Q_{i3} (рис. 2, *в*) и множества Q_{i3} в Q_{i4} (рис. 2, *г*). Множество Q_{i4} преобразовать не удаётся, т. е. оно является устойчивым и принимается в качестве компактного множества Q_i.

На третьем этапе алгоритма в множествах Q_i определяются топологические центры c_i и относительно них вычисляется оценка компактности R_i^*.

Отметим, что в ходе выполнения 2-го этапа, используется в неявном виде оценка компактности L. Так, например, сравнивая величины удаления объектов q_3^- и q_1^+ от $Q_{i1} \backslash q_3^-$ мы по существу сравниваем оценки L_{i1} и L_{i2}, у которых исключены, равные для обеих оценок, суммы расстояний между объектами в множестве $Q_{i1} \backslash q_3^-$. В частности, алгоритм может работать и непосредственно с менее удобными для применения оценками R_{i1} и R_{i2}.

Из приведённого на рис. 2 примера следует, что для получения множества Q потребовалось три шага по преобразованию исходного множества Q_{i1}. С выполнением каждого k-го шага компактность множества Q_{ik} улучшается. При этом объекты, исключенные по знаку «–» не могут на последующих шагах получить знак «+». Поэтому число шагов при работе алгоритма ограничено величиной s, а эксперименты показывают, что оно не превыша-

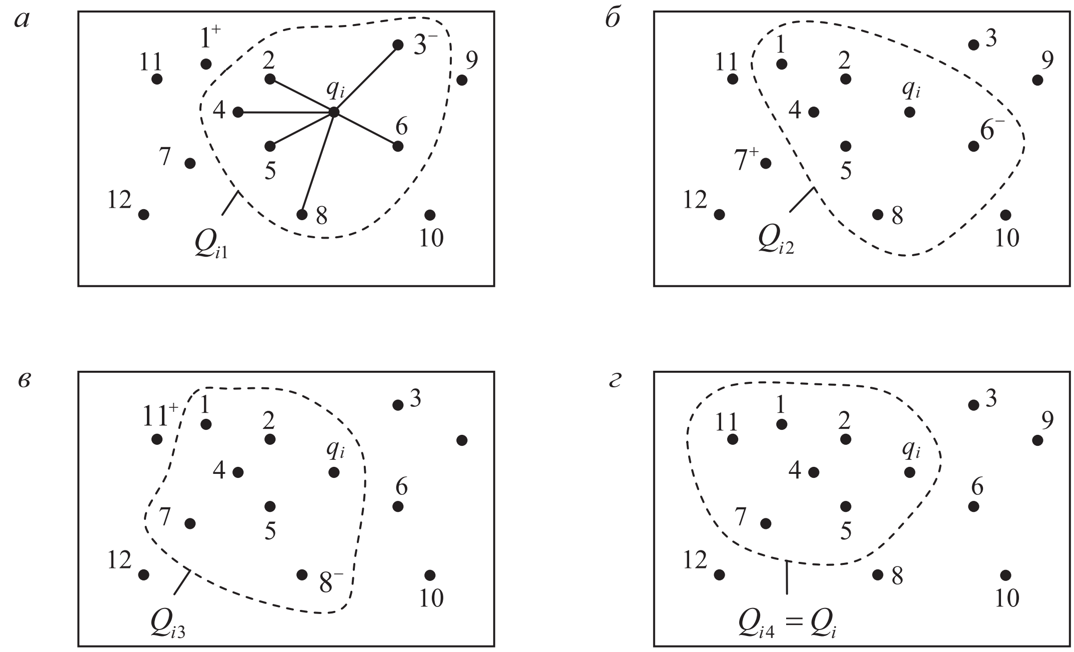

Рис. 2. *Пример формирования множества Q_i: а – исходное множество Q_{i1}; б–г – шаги улучшения компактности*

ет $s/2$. Эти особенности алгоритма обусловлены тем, что множества Q_{ik} «привязаны» к объекту q_i и формируются из объектов его ближайшего окружения.

Вычисление нижней границы на основе компактных множеств

Наличие компактных множеств Q_i, i=1,2,...,n с оценками R_i^* даёт возможность сравнивать их с множествами Q_j конкретных ЛК-разбиений и на этой основе вычислять нижние границы. Ниже предлагается два подхода к определению нижней границы.

Первый из них основан на выборе множеств Q_i, покрывающих объекты совокупности Q. С этой целью индексы i в множествах Q_i переобозначим на k и введём переменную x_k=1, если множество Q_k, k=1,2,..., n выбрано для покрытия объектов $q_i \in Q$, x_k=0, в противном случае. Тогда задача покрытия объектов $q_i \in Q$ по критерию минимума суммы оценок R_k^* запишется в виде:

$$\sum_{k=1}^{n} R_k^* x_k \Rightarrow \min; \qquad (1)$$

$$\sum_{k=1}^{n} a_{ik} x_k \geq 1, \quad i = 1, 2, ..., n. \qquad (2)$$

Здесь a_{ik}=1, если объект $q_i \in Q_k$ и a_{ik}=0, в противном случае.

Целевая функция (1) минимизирует сумму оценок R_k^*, выбранных для покрытия компактных множеств Q_k, для которых x_k=1. Условие (2) требует, чтобы каждый объект q_i был включен в одно или несколько выбранных для покрытия множеств Q_k.

Для решения задачи (1), (2) можно использовать один из известных методов [3, 4].Особый интерес представляет ситуация, когда в решение $X^*=\{x_k^*\}$ задачи (1), (2) число выбранных множеств Q_k равно m, т. е. $\sum_{k=1}^{n} x_k^* = m$. Совокупность выбранных множеств Q_k^*, соответствующих решению X^*, является К-разбиением, в котором все множества являются компактными. Такое разбиение будем именовать барьерным или естественным (Е-разбиением). Наличие Е-разбиения, особенно в условиях, когда для всех множеств s=const маловероятно. В практических задачах как правило $\sum_{k=1}^{n} x_k^* = m^* > m$. При этом важно, чтобы различие между m^* и m было минимальным, что соответствует большему приближению к Е-разбиению. Поэтому для достижения большего приближения к Е-разбиению в задаче покрытия вместо (1) предпочтительнее использовать целевую функцию в виде:

$$\min H = \sum_{k=1}^{n} x_k. \qquad (3)$$

Если при решении задачи (3), (2) получается H=m, то имеет место Е-разбиение и вопрос о нижней границе отпадает. При H>m возможны разные методики оценки нижней границы. Одна из простых методик заключается в следующем. Среди множеств Q_k^*, вошедших в решение задачи (3), (2), выбирается m множеств Q_k^* с лучшими оценками R_k^*. Сумма оценок R_k^* отобранных множеств Q_k^* принимается в качестве нижней границы R_w^0 для ЛК-разбиения с оценкой R_w. Очевидно, что чем меньше окажется разность H–m, тем ближе будет оценка нижней границы R_w^0 к оценке R_w^* К-разбиения.

Во втором подходе компактные множества Q_i рассматриваются в качестве эталонов для сравнения с множествами Q_j из ЛК-разбиения $\{Q_j\}_w$, в которые попали соответствующие объекты q_i. В этом смысле оценка R_i^* компактного множества Q_i соответствует минимально возможной оценке компактности, которую может получить множество Q_j, содержащее объект q_i. Таким образом, каждому объекту $q_i \in Q_j$ соответствует своя минимально возможная граничная оценка компактности R_i^*, в то время как реальная оценка для всех объектов $q_i \in Q_j$ одинакова и равна R_j. В целом для объектов множества Q_j потенциально возможную минимальную оценку компактности можно представить величиной $\sum_{q_i \in Q_j} R_i^*$, а реальную оценку величиной sR_j.

Очевидно, что для этих оценок выполняется условие

$$\sum_{q_i \in Q_j} R_i^* \leq sR_j.$$

Воспользовавшись приведенным условием, суммарную граничную оценку компактности для всех множеств Q_j ЛК-разбиения можно записать в виде:

$$\sum_{j=1}^{m} \sum_{q_i \in Q_j} R_i^* \leq \left(s\sum_{j=1}^{m} R_j = sR_w \right)$$

$$\text{или} \quad \left(\frac{1}{s} \sum_{j=1}^{m} \sum_{q_i \in Q_j} R_i^* = R_w^0 \right) \leq R_w.$$

Величина граничной оценки $\frac{1}{s} \sum_{j=1}^{m} \sum_{q_i \in Q_j} R_i^*$ принимается в качестве нижней границы и обозначается R_w^0.

Условие $R_w^0 \leq R_w$ справедливо для любого ЛК-разбиения с оценкой R_w, т. к. величина R_w^0 вычисляется на основе минимально возможных оценок компактности R_i^*. В этих вычислениях значения R_i^* для любых $q_i \in Q_j$ по определению всегда меньше или равны соответствующим R_j.

Алгоритм формирования компактных множеств и вычисления нижней границы R_w^0 программно реализованы в среде Delphi. На рис. 3 приведен результат вычисления оценки R_w^0 и сравнения ее с оценкой R_w для ЛК-разбиения, представленного на рис. 1. Из полученного результата следует, что отличие ЛК-разбиения с оценкой R_w=3200 от нижней границы с оценкой R_w^0=2932 составляет 268 единиц, что находится в пределах 10 %. Эксперименты показали, что интервал $[R_w^0, R_w]$ существенно зависит от топологии расположения объектов на топологическом поле и при изменении параметра m может меняться в пределах от 5 до 20 %.

При определении нижней границы желательно использовать оба подхода. Первый из них применяется в основном для проверки наличия Е-разбиения или оценки достигнутого приближения к нему. Второй подход используется для вычисления нижней границы, которая более полно отражает потенциально возможную оценку компактности.

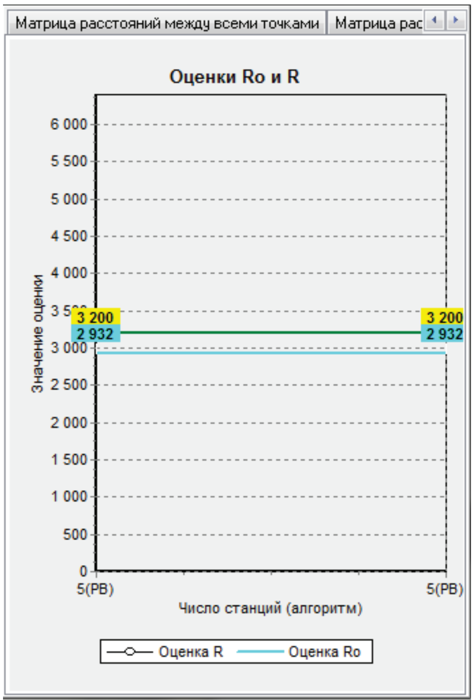

Рис. 3. *Результат вычисления нижней границы для ЛК-разбиения на рис. 1*

Заключение

Основной результат работы состоит в том, что найден метод определения нижней границы для оценки качества полученного ЛК-разбиения. В основе метода лежит понятие компактного множества. Введение данного понятия и разработка алгоритма формирования компактных множеств для условия, когда каждое множество привязано к определенному объекту, существенно расширило теорию компактных разбиений. Компактные множества оказались полезными не только при вычислении нижних границ для ЛК-разбиений, но и для последующих исследований по разработке методов получения К-разбиений в том числе и проверке наличия Е-разбиения. Применение компактных множеств представляется весьма перспективным и в исследованиях по разработке методов разбиения на множества, содержащие разное число объектов. Такие разбиения более адекватно отражают задачи проектирования систем с территориально распределенными объектами.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Погребной А.В. Математические и программные средства построения архитектуры и топологии сети вычислительной системы для управления территориально распределенными объектами: автореф. дис.... канд. техн. наук: 05.13.11. – М., 2008. – 197 с.
2. Погребной Ал.В., Погребной Ан.В. Алгоритм решения задачи компактного разбиения множества объектов территориально распределенной системы // Известия Томского политехнического университета. – 2010. – Т. 317. – № 5. – С. 22–28.
3. Пантелеев А.В., Летова Т.А. Методы оптимизации в примерах и задачах. – М.: Высшая школа, 2002. – 544 с.
4. Галкина В.Н. Дискретная математика: комбинаторная оптимизация на графах. – М.: Гелиос АРВ, 2003. – 232 с.

Поступила 17.10.2011 г.

УДК 66.012–52

СИНТЕЗ АДАПТИВНОЙ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ НЕСТАЦИОНАРНЫМ ОБЪЕКТОМ – SIEMENS-РЕАКТОРОМ ПОЛУЧЕНИЯ ПОЛИКРИСТАЛЛИЧЕСКЕСКОГО КРЕМНИЯ

К.А. Козин[1,2], А.Г. Горюнов[1,2], С.А. Сачков[1]

[1]Томский политехнический университет
[2]ООО «ОСТом», г. Томск
E-mail: kozin@tpu.ru

Рассматривается проблема автоматического управления сложными объектами химического производства на примере Siemens-реактора получения поликристаллического кремния. Показаны этапы синтеза системы управления, использующей адаптивный принцип с идентификационным методом настройки параметров регулятора. Методом математического моделирования доказывается существенное снижение влияния «человеческого фактора» и повышение качества управления технологическим процессом при использовании разработанной системы управления.

Ключевые слова:
Siemens-реактор, поликристаллический кремний, система автоматического управления, математическое моделирование.
Key words:
Siemens-reactor, polycrystalline silicon, control system, computer modeling.

Введение

В практических задачах автоматического управления особое место занимает проблема управления сложными объектами. Как правило, это многомерные объекты, которые характеризуются многосвязанностью переменных, значительной нелинейностью и нестационарностью, что в условиях недостатка информации о возмущающих воздействиях и контроля основных переменных значительно затрудняет использование подходов классической теории автоматического управления. Широкие возможности в этой области представляют методы современной теории автоматического управления [1]: адаптивные, с прогнозирующими моделями (MPC – *Model predictive control*), а также интеллектуальные.

Трудность реализации этих методов и соответственно слабая степень их практического распространения была снята только с развитием и повсеместном внедрении промышленных микропроцессорных контроллеров. Следует подчеркнуть, что, ни один из методов не является универсальным. «Каждый из методов имеет свои преимущества и недостатки, которые проявляются в приложениях. На практике должен быть достигнут компромисс между сложностью, реализуемостью и надежностью» [2]. А отсутствие единого подхода синтеза систем автоматического управления (САУ) сложными объектами требует детального анализа особенностей функционирования конкретного исследуемого объекта управления (ОУ).

Данная работа посвящена синтезу адаптивной САУ Siemens-реактором [3] получения поликристаллического кремния. На сегодняшний день Siemens-процесс остается превалирующей технологией получения высокочистого поликристаллического кремния – материала микроэлектроники и фотовальтаики. Но, несмотря на более чем полувековую историю и широкую известность этой технологии, встречается мало работ, посвященных задаче автоматического управления центральным аппаратом – Siemens-реактором [4, 5]. Это объясняется узкой специализацией вопроса, сложностью ОУ и отсутствием длительное время средств автоматизации, позволяющих реализовывать современные методы автоматического управления.

Анализ функционирования Siemens-реактора

Siemens-реактор представляет собой химический реактор полунепрерывного действия проточного типа с водоохлаждаемой рубашкой. Процесс получения кремния основан на его осаждении из парогазовой смеси (*chemical vapore deposition*, CVD), как правило, водорода и трихлорсилана (ТХС) – $SiHCl_3$. Водородное восстановление хлор-