

O. V. Malina, DSc in Engineering, Associate Professor, Kalashnikov Izhevsk State Technical University

O. F. Valeev, Post-graduate, Kalashnikov Izhevsk State Technical University

E. G. Zarifullina, Post-graduate, Kalashnikov Izhevsk State Technical University

Analysis of Approaches to Minimizing Computer Resources within the Computer-Aided Structural Synthesis of Medium Complexity Mechanical Engineering Products

Combinatorial search is the effective method of structural synthesis. Restrictions of applying this method are related to dimensionality curse. The paper presents the analysis of existing approaches to constructing the model of the structural synthesis process in terms of their capability to minimize the computational load and consumed memory when performing the structural synthesis.

Key words: optimization of combinatorial search, forbidden figures, computer-aided design systems.

УДК 621.001.2

О. В. Малина, доктор технических наук, доцент, Ижевский государственный технический университет имени М. Т. Калашникова

О. Ф. Валеев, аспирант, Ижевский государственный технический университет имени М. Т. Калашникова

МОДЕЛЬ ПРОЦЕССА СТРУКТУРНОГО СИНТЕЗА ОБЪЕКТОВ, ПОСТРОЕННЫХ НА ДИСКРЕТНЫХ СТРУКТУРАХ, И ОСОБЕННОСТИ ЕГО РЕАЛИЗАЦИИ

Процесс конструирования изделия машиностроения фактически является процессом структурного синтеза. В отсутствие алгоритмов предметной области в качестве математического аппарата синтеза может быть использован комбинаторный поиск. Предлагаются подходы к построению модели процесса синтеза, позволяющие минимизировать вычислительную нагрузку и необходимую память при выполнении структурного синтеза, а также рассматриваются некоторые особенности ее программной реализации.

Ключевые слова: модель процесса синтеза, классификация запрещенных фигур, комбинаторный поиск.

Решение задачи компьютерного структурного синтеза позволит автоматизировать этап конструирования при разработке сложных объектов. Структурный синтез может быть осуществлен методом комбинаторного перебора. Необходимым условием решения задачи синтеза методами комбинаторного перебора является наличие формализованного описания структуры объекта. Доказано [1], что наиболее полное множество модулей объекта для выполнения структурного синтеза может быть получено путем декомпозиции объекта сверху-вниз на структурообразующие модули, и затем их характеристики снизу-вверх. Модулями объекта в этом случае будут являться характеристики структурообразующих модулей (исходы признаков рассматриваемого объекта).

Выполнению компьютерного синтеза объектов средней сложности методом комбинаторного перебора на современных ЭВМ препятствует эффект информационного взрыва. Очевидно, что для минимизации влияния этого эффекта необходимо:

– минимизировать количество элементарных операций при проверке на запрещенные фигуры (ЗФ) промежуточных вариантов, генерируемых в процессе синтеза

– минимизировать количество генерируемых промежуточных вариантов, что снизит как объем памяти, необходимой для их хранения, так и вычислительную нагрузку при их генерации.

В работах [2, 3, 4] предложено выполнять процесс синтеза путем последовательного перемножения множества промежуточных вариантов на исходы

признаков. В этом случае упорядочение признаков для перемножения в процессе является эффективным средством решения вышеуказанных задач.

Наиболее важным фактором, влияющим на порядок признаков при генерации вариантов в процессе синтеза, является множество функциональных запрещенных фигур (ФЗФ), поскольку они формируются в процессе синтеза в результате расчетов. Расчет является направленной последовательностью действий, поэтому логично предположить, что признаки – аргументы расчета должны участвовать в перемножении ранее признака-результата.

В ходе исследования показано, что для каждого расчета имеет смысл построить семейство функций, которое определено на множестве признаков и в котором каждый признак является результатом какой-либо функции от других признаков. При таком подходе для анализа промежуточных вариантов на запрещенные фигуры в процессе синтеза для минимизации вычислительной нагрузки из каждого семейства функций выбирается расчет с наименьшей комплексной оценкой вычислительной сложности, определенной как произведение вычислительной сложности расчета (количества элементарных математических операций) и количества наборов аргументов, для которых будет выполнен расчет. Выбранный расчет применяется для анализа на ФЗФ, образуемые семейством функций при генерации множества промежуточных вариантов, состоящих только из исходов признаков, на множестве которых определено данное семейство функций.

Как правило, генерация вариантов по семейству функций приводит к запрещению некоторых исходов какого-либо признака в силу их отсутствия в сгенерированных вариантах. Это следует из очевидного вывода о том, что если в одном из множеств промежуточных вариантов отсутствует какой-либо исход признака, то в конечном счете ни один из итоговых вариантов объекта не будет его содержать, что равносильно запрещению этого исхода. Тогда, считая такие исходы запрещенными, можно удалить все содержащие их варианты других множеств промежуточных вариантов. Очевидно, что в результате такой «цепной реакции» распространения запрещенных исходов оставшиеся промежуточные варианты уже не содержат и не будут содержать при дальнейшем перемножении какие-либо функциональные и относительные эмпирические ЗФ, а также абсолютные эмпирические ЗФ, входящие во множество исходов, составляющих варианты соответствующего семейства функций.

В продолжение синтеза следует перемножить получившиеся множества промежуточных вариантов. Доказано, что минимизация вычислительной нагрузки и требуемых объемов памяти достигается при скорейшем появлении в составе промежуточных вариантов всех исходов запрещенной фигуры после появления одного из ее исходов. Однако подобное «уплотнение» исходов одной запрещенной фигуры, как правило, вызывает «разрежение» исходов других запрещенных фигур. Поэтому для минимизации вычислительной нагрузки и требуемых объемов памяти предлагается максимизировать число исключаемых вариантов при очередном перемножении множеств промежуточных вариантов, что может быть достигнуто при максимизации числа эмпирических запрещенных фигур (ЭЗФ), проверяемых при очередном перемножении. Для решения этой задачи предложено разбить перемножение множеств промежуточных вариантов между собой на этапы, каждый из которых состоит из следующих действий.

1. Выбрать пары перемножаемых множеств таким образом, чтобы проверить получившееся множество промежуточных вариантов на возможно большее число ЭЗФ.

2. Получить результат перемножения – новое множество промежуточных вариантов

3. Удалить из набора рассматриваемых множеств перемноженные множества промежуточных вариантов и добавить в него получившееся.

Количество ЭЗФ, на которые возможен анализ при перемножении двух множеств промежуточных вариантов, определяется мощностью множества ЭЗФ, являющегося результатом пересечения множеств ЭЗФ, соотнесенных с перемножаемыми множествами промежуточных вариантов, за исключением ЗФ, не входящих в объединение множеств исходов, присутствующих в вариантах перемножаемых множеств:

$$K_{ij} = |Z_{ij}| = |\Theta_{ij} - Y_{ij}|, \quad \Theta_{ij} = \Psi_i \cap \Psi_j,$$

где K_{ij} – искомое количество ЭЗФ; Z_{ij} – множество ЭЗФ, доступных для анализа при перемножении

множеств промежуточных вариантов Π_i и Π_j ; Θ_{ij} – множество ЭЗФ-претендентов на возможность проверки; Ψ_i и Ψ_j – множества ЭЗФ, соотнесенные, соответственно, с множествами промежуточных вариантов Π_i и Π_j ; $Y_{ij} = \{v_{ij}\}$, где при $v_{ij} = \{a_k\} \exists a_k : a_k \notin (V_i \cup V_j)$, где a_k – k -й исход запрещенной фигуры v_{ij} ; V_i, V_j – множества исходов, характеризующие множества промежуточных вариантов Π_i и Π_j соответственно.

При этом множество ЭЗФ Ψ_i , соотнесенных с множеством промежуточных вариантов Π_i , состоит из ЭЗФ, содержащих хотя бы один исход, входящий в один из вариантов множества промежуточных вариантов. Выполнить такое соотнесение в программной реализации структурного синтеза можно при помощи структуры данных «словарь», где каждому множеству промежуточных вариантов будет поставлен в соответствие список ссылок на ЭЗФ.

Продемонстрируем перемножение двух множеств промежуточных вариантов на следующем примере. Пусть в качестве аргументов перемножения имеем множество промежуточных вариантов $\Pi_1 = \{a_1b_1c_2, a_1b_2c_1, a_2b_1c_3, a_3b_2c_1\}$ и $\Pi_2 = \{c_1d_2e_1, c_1d_3e_1, c_3d_1e_2, c_3d_3e_3\}$, причем с множеством Π_1 соотнесено множество ЭЗФ $\Psi_1 = \{a_1d_3e_1, a_2b_1d_1, b_2c_1d_3, b_1f_1g_1, c_2d_3g_1\}$ и с множеством Π_2 соотнесено множество ЭЗФ $\Psi_2 = \{a_1d_3e_1, a_2b_1d_1, b_2c_1d_3, d_3g_2h_1, e_1f_2g_3, c_2d_1g_3\}$. В этом случае множество ЭЗФ, доступных для анализа при перемножении множеств Π_1 и Π_2 , соответствует $Z = \{a_1d_3e_1, a_2b_1d_1, b_2c_1d_3\}$. Построим матрицу синтеза (см. рис.), в которой в строках и столбцах размещены промежуточные варианты множеств Π_1 и Π_2 , а на их пересечении проставлены единицы, если синтезируемый вариант реализуем, и нули – в противном случае. Синтезируемый вариант признается нереализуемым, если образующие его варианты содержат: а) различные исходы какого-либо из признаков (в данном случае исходы признака С) или б) запрещенную фигуру из множества Z . Чтобы ускорить проверку условия (а), перед построением матрицы вычисляется множество общих признаков Ω .

| | | | | | | |
|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|
| | | | a_1 | a_1 | a_2 | a_3 |
| | | | b_1 | b_2 | b_1 | b_2 |
| | | | c_2 | c_1 | c_3 | c_1 |
| c_1 | d_2 | e_1 | 0 | 1 | 0 | 1 |
| c_1 | d_3 | e_1 | 0 | 0 | 0 | 1 |
| c_3 | d_1 | e_2 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| c_3 | d_3 | e_3 | 0 | 0 | 1 | 0 |

Матрица синтеза при перемножении множеств промежуточных вариантов

Формирование значения ячейки в приведенной матрице происходит путем выполнения следующих шагов.

1. Формируется множество исходов V , получаемое объединением промежуточных вариантов, размещенных в столбце и строке рассматриваемой ячейки.

2. Для каждого признака $p, p \in \Omega$, выбираются его исходы $p_i \in V$, и если эти исходы не идентичны, то значение ячейки принимается равным 0.

3. Для каждой запрещенной фигуры $z, z \in Z$ (как множества исходов) проверить ее вхождение в V . При положительном результате для какой-либо ЗФ значение ячейки принимается равным 0, и проверять остальные ЭЗФ нет необходимости.

4. Иначе значение ячейки принимается равным 1.

Естественно, если значение ячейки равно 0, то генерация варианта-результата не выполняется в целях минимизации памяти и вычислительной нагрузки.

В результате перемножения множеств промежуточных вариантов получим множество промежуточных вариантов, которое остается домножить на признаки, не участвующие в расчетах, но исходы которых участвуют в ЭЗФ. Для минимизации количества промежуточных вариантов на каждом этапе перемножения следует выбирать такой признак, чтобы мощность множества ЭЗФ, входящих в объединенное множество исходов текущего множества промежуточных вариантов Π и перемножаемого признака A , была наибольшей. Указанное множество можно найти следующим образом:

$$Z_A = \Theta_A - Y_A, \quad \Theta_A = \Psi_\Pi \cap \Psi_A,$$

где Z_A – множество ЭЗФ, доступных для анализа при перемножении множества промежуточных вариантов Π и признака A ; Θ_A – множество ЭЗФ-претендентов на возможность проверки; Ψ_Π и Ψ_A – множества ЭЗФ, соотнесенные, соответственно, множеством промежуточных вариантов Π и признаком A ; $Y_A = \{v_A\}$, где при $v_A = \{a_k\}$ $\exists a_k : a_k \notin (V_\Pi \cup V_A)$, где a_k – k -й исход запрещенной фигуры v_A ; V_Π – множество исходов, характеризующее множество промежуточных вариантов Π ; V_A – множество исходов признака A .

Для ускорения вычисления множества Z_A следует предварительно провести классификацию ЭЗФ по принадлежности к признаку путем соотнесения

с каждым признаком тех ЭЗФ, которые содержат один из исходов этого признака. Хранение такой классификации при программной реализации структурного синтеза может быть реализовано при помощи структуры данных «словарь», где каждому признаку поставлен в соответствие список ссылок на ЭЗФ.

Чтобы получить итоговые варианты синтезируемого объекта, остается домножить текущие промежуточные варианты на признаки, не участвующие в каких-либо ФЗФ и абсолютных ЭЗФ. Порядок перемножения на такие признаки логично выбрать по возрастанию числа исходов, следуя стратегии минимизации роста объема памяти, необходимого для хранения промежуточных вариантов. Однако в самом перемножении нет необходимости, поскольку все запрещенные фигуры к этому моменту уже исключены (кроме, может быть, относительных ЗФ, полученных по техническому заданию), поэтому при программной реализации структурного синтеза вместо конкретного исхода одного признака итоговые варианты синтезируемого объекта могут содержать ссылку на множество возможных исходов Δ_i , состоящим из всех исходов соответствующего признака, кроме тех, которые запрещены техническим заданием на синтез объекта: $\Delta_i = \Delta_{i0} - \Delta_{iT}$, где Δ_{i0} – множество исходов i -го признака; Δ_{iT} – множество исходов i -го признака, запрещенных техническим заданием.

Такая модель процесса синтеза позволяет более эффективно, чем ранее предлагаемые модели, решить проблему проклятия размерности при реализации структурного синтеза объектов, построенных на дискретных структурах.

Библиографические ссылки

1. Малина О. В. Теория и практика автоматизации структурного синтеза объектов и процессов с использованием методов характеристического анализа // Автореф. дис. ... д-ра техн. наук. – Ижевск, 2002. – 36 с.
2. Малина О. В., Уржумов Н. А. Математическое обеспечение оптимизации процесса структурного синтеза объектов средней степени сложности // Современные технологии : сб. науч. тр. – Ижевск : Изд-во ИжГТУ, 2006. – С. 32–45.
3. Малина О. В. Разработка математического и программного обеспечения автоматизированного конструирования изделий машиностроения (на примере спироидного редуктора) : дис. ... канд. техн. наук. – Ижевск, 1995. – 197 с.
4. Малина О. В. Интеллектуализация автоматизированного конструирования спироидных редукторов // Теория и практика зубчатых передач : Тр. междунар. конф. (1998, Ижевск). – Ижевск : Изд-во ИжГТУ, 1998. – С. 537–542.

O. V. Malina, DSc in Engineering, Associate Professor, Kalashnikov Izhevsk State Technical University

O. F. Valeyev, Post-graduate, Kalashnikov Izhevsk State Technical University

Model of the Structural Synthesis Process for Objects Consisting of Discrete Structures and Peculiarities of the Process Implementation

Implementation of structural synthesis processes by combinatorial search faces the problem of dimensionality curse which prevents executing the structural synthesis by means of advanced personal computers. The paper proposes approaches to minimize the computational load and consumed memory when performing the structural synthesis. Several peculiarities of the process software implementation are also considered here.

Key words: computer-aided design, structural synthesis, combinatorial search.