НАУЧНОЕ ИЗДАНИЕ МГТУ ИМ. Н.Э. БАУМАНА
НАУКА и ОБРАЗОВАНИЕ
Эл № ФС 77 - 48211. Государственная регистрация №0421200025. ISSN 1994-0408
электронный научно-технический журнал

Моделирование геометрических препятствий при разбиении изделия на сборочные единицы

05, май 2012
DOI: 10.7463/0512.0415792

Божко А. Н., Муаммер С., Рогова О. Б.

УДК.67.02 , 004.942, 519.178

Россия, МГТУ им. Н.Э. Баумана
Россия, МАДИ
abozhko1@gmail.com
thaer80@gmail.com

Технологическая подготовка сборочного производства машин и приборов является одним из самых сложных и трудоемких этапов жизненного цикла изделия. Она занимает пограничное положение между конструированием и проектированием технологических процессов обработки деталей. Технология сборки органически связана с соседними стадиями жизненного цикла изделия, поскольку свойства расчленяемости и собираемости закладываются при конструировании, а верифицируются и реализуются в производственной системе, точное описание которой может быть не известно конструкторам и технологам. Эта особенность процесса сборки вместе с конструктивной и поведенческой сложностью современных изделий служат главными причинами того, что закономерности принятия рациональных проектных решений на этапе технологической подготовки сборочного производства не получили адекватного описания на данном этапе развития технологической науки.

Разработка технологии сборки требует решения множества трудных и важных проблем, но ключевые задачи – синтез схемы членения и генерация последовательности общей и узловой сборки изделия. Схемой членения или схемой сборочного состава называется иерархическая декомпозиция изделия на сборочные единицы (СЕ), каждая из которых может быть собрана независимо.

От выбранного способа разбиения конструкции зависят: технологичность изделия в процессе сборки, организационная форма сборочного производства, реализуемость конструкторских размерных цепей, содержание технологической схемы сборки, схемы комплектования рабочих мест, возможность испытаний важнейших узлов и подсистем, допустимые последовательности установки деталей и сборочных единиц и др. Неслучайно в [4] отмечается: «Разбивка изделия на сборочные единицы – это основная работа при проектировании технологического процесса сборки». На рис. 1 показано упрощенное изображение схемы сборочного состава дизельного двигателя.

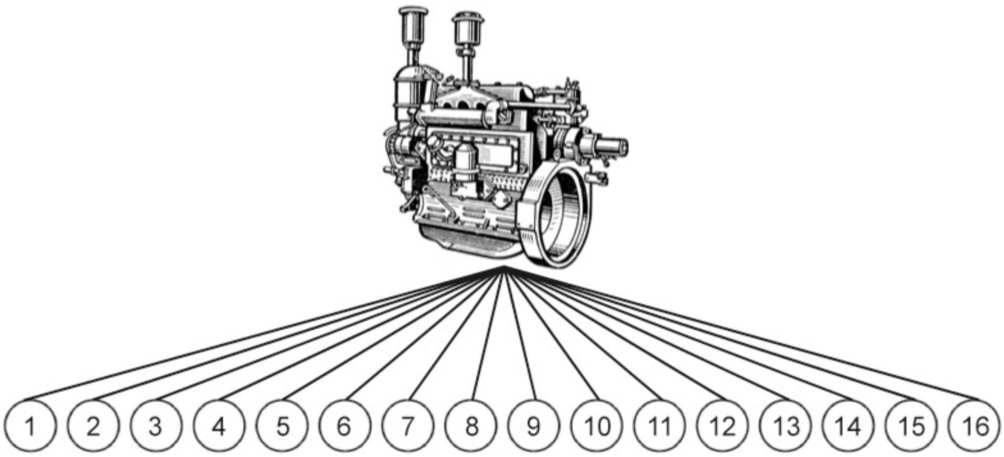

Рис. 1. Упрощенная схема сборочного состава дизельного двигателя: 1 – блок цилиндров; 2 – масляный фильтр; 3 – механизм газораспределения; 4 – головка цилиндров; 5 – газопровод; 6 – двигатель пусковой; 7 – регулятор пускового двигателя; 8 – термостат; 9 – регулятор топливного насоса; 10 – насос водяной и вентилятор; 11 – привод тахоспидометра; 12 – насос топливный; 13 – фильтр топливный; 14 – механизм передачи пускового двигателя; 15 – механизм кривошипно-шатунный; 16 – насос масляный

Необходимыми условиями существования любых сборочных единиц являются независимость базирования, разрешимость геометрического доступа и размерная замкнутость. Первые два условия – это унарные отношения на множестве деталей изделия, последнее представляет собой отношение переменной местности на том же носителе. Условие базирования выполняется, если для каждой детали или сборочной единицы собранный фрагмент изделия содержит полный комплект конструкторских баз, определяющий положение устанавливаемого элемента (детали или СЕ). Условие геометрического доступа выполняется, если для любой детали или сборочной единицы не существует геометрических препятствий, которые запрещают перевод этого элемента в служебное положение в составе изделия. Размерная замкнутость означает, что все конструкторские размерные схемы локализованы внутри отдельных сборочных единиц.

В публикациях по автоматизации технологического проектирования проблема моделирования геометрических препятствий при сборке исследована недостаточно глубоко. В большинстве работ на эту тему [3] предлагаются различные вариации метода прямого моделирования, когда проверяются условия непересечения трехмерной модели устанавливаемой детали и модели среды, описывающей собранный фрагмент изделия. Даже при самом экономном представлении геометрических данных, этот метод требует очень высоких вычислительных ресурсов. Основными источниками вычислительных затрат служат генерация тестовой конфигурации в комбинаторном пространстве деталей и выбор направления для проверки непересечения динамической модели детали и статической модели среды. В данной статье предлагается способ существенного ограничения перебора вариантов, основанный на теоретико-игровом моделировании задачи геометрического доступа.

Постановка задачи

Назовем ситуацией пару (Y, x), где x – устанавливаемая деталь, а Y – собираемое множество деталей (s-множество), причем Y является носителем полного комплекта баз для x, иначе проверка геометрического доступа будет бессмыслен- ной. Кроме того, установка x на собираемое множество Y дает новое s-множество $Y \cup x$. Точное определение собираемого множества и техника их генерации рассмотрена в [2]. Скажем лишь, что собираемое множество – это совокупность деталей изделия, которые можно собрать независимо (прообраз сборочной единицы).

Рассмотрим все ситуации, связанные с установкой одной детали *x* и обозначим это множество – *Q(x)*. Условие геометрического доступа делит *Q(x)* на два непересекающихся класса, которые в зависимости от его выполнимости назовем раз решенным и запрещенными классами. Если геометрическая конфигурация не препятствует установке элемента *x* на собираемое множество *Y*, то такую ситуацию назовем разрешенной. Если установка *x* на *Y* запрещена наличными геометрическими препятствиями, то ситуацию будем называть запрещенной.

Множество *Q(x)* рассмотрим вместе с частичным порядком ≤, который индуцируется на нем теоретико-множественным включением первых координат ситуаций, то есть $(Y_n, x) \leq (Y_m, x)$ в том случае, если $Y_n \subseteq Y_m$. Частично упорядоченное множество $(Q(x), \leq)$ будем изображать диаграммой Хассе, в которой каждой вершине соответствует ситуация $(Y, x) \in Q(x)$. Если $(Y_n, x) \leq (Y_m, x)$, то вершина, отвечающая ситуации (Y_m, x), будет изображаться выше вершины, представляющей (Y_n, x). Кроме того, если не существует такой пары (Y_p, x), что $(Y_n, x) \leq (Y_p, x)$ и $(Y_p, x) \leq (Y_m, x)$, то соответствующие вершины соединяются ребром.

На рис. 2 показан пример простой конструкции, а на рис. 3 изображена диаграмма Хассе множества *Q(x)*, где *x* – крышка корпуса (позиция 1 на рис. 2).

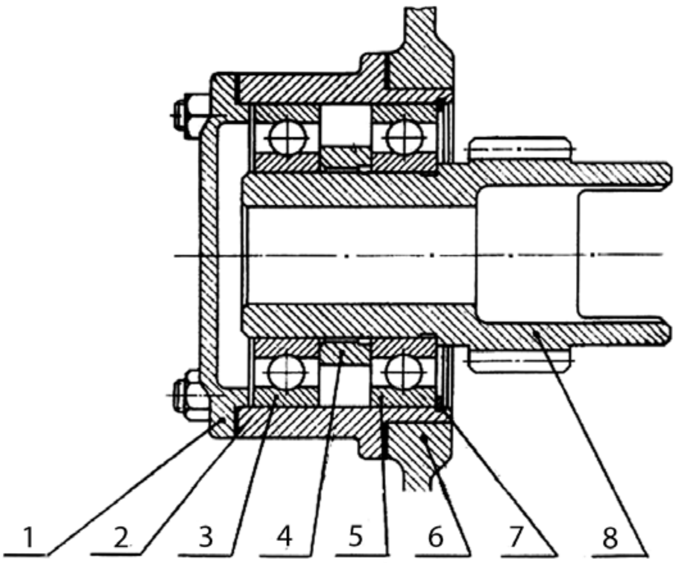

Рис. 2. Пример простой конструкции

Вершины диаграммы Хассе упорядоченного множества *Q(x)*, отвечающие разрешенным ситуациям, будет изображать белыми кружками и далее кратко называть белыми. Вершины, соответствующие запрещенным ситуациям, будем представлять черными кружками и называть черными. Ситуации, для которых проблема доступа еще не решена (цвет которых не определен), будем называть нераскрытыми, и на диаграмме Хассе представлять квадратными вершинами. Используя метафору цвета, нераскрытые ситуации удобно называть неокрашенными.

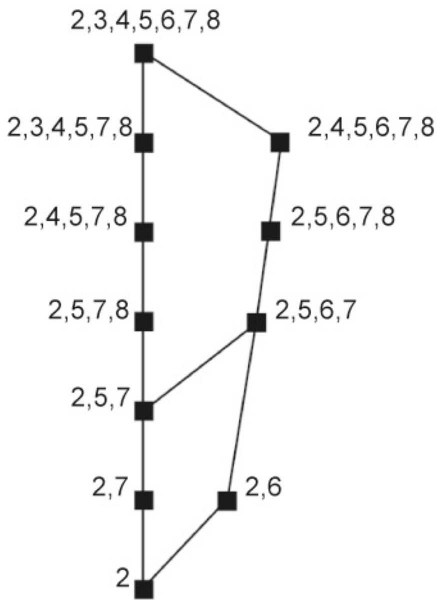

Рис. 3. Диаграмма Хассе множества Q(x)

Утверждение 1. Пусть ситуация $(Y, x) \in Q(x)$ является разрешенной. Тогда любая ситуация $(Z, x) \in Q(x)$ такая, что $Z \subseteq Y$, также является разрешенной. Действительно, если собираемое множество не содержит геометрических препятствий для установки детали **x**, то не может их быть и в меньшем по составу собираемом множестве *Z*.

Утверждение 2. Пусть ситуация $(Y, x) \in Q(x)$ является запрещенной. Тогда любая ситуация $(Z, x) \in Q(x)$ такая, что $Z \subseteq Y$, является запрещенной. Если собираемое множество *Y* имеет геометрические препятствия для установки *x* в служебное положение, то добавление новых деталей способно только усложнить конфигурацию *Y* и не может устранить наличные запреты.

Пусть ситуация $(Y, x) \in Q(x)$, предъявленная для раскрытия такова, что установка x на Y возможна. Тогда вершина диаграммы Хассе p, отвечающая паре (Y, x), будет окрашена в белый цвет. Согласно утверждению 1, для всех ситуаций (Z, x) таких, что $Z \subseteq Y$ установка x на Z возможна. Из определения порядка в упорядоченного множестве $Q(x)$ следует, что каждой паре (Z, x) соответствует вершина белого цвета диаграммы Хассе g, причем $g \leq p$.

Если установка x на Y невозможна, то, ситуации (Y, x) отвечает черная вершина p диаграммы Хассе а все вершины g, $g \geq p$, соответствующие большим запрещенным ситуациям, являются черными по утверждению 2.

Таким образом, если некоторая $q \in Q(x)$ является белой, то все элементы, принадлежащие порядковому идеалу $I(q) = \{q' \in Q(x) \mid q' \leq q\}$, также – белые. Если q – черная, то и все элементы порядкового фильтра $F(q) = \{q'' \in Q(x) \mid q'' \geq q\}$ обладают этим свойством.

Окраску частичных порядков, порождаемую фильтрами и идеалами выбранных вершин, будем называть правильной. В любой окраске такого типа черные и белые вершины занимают сегрегированное положение и не могут перемешиваться друг с другом.

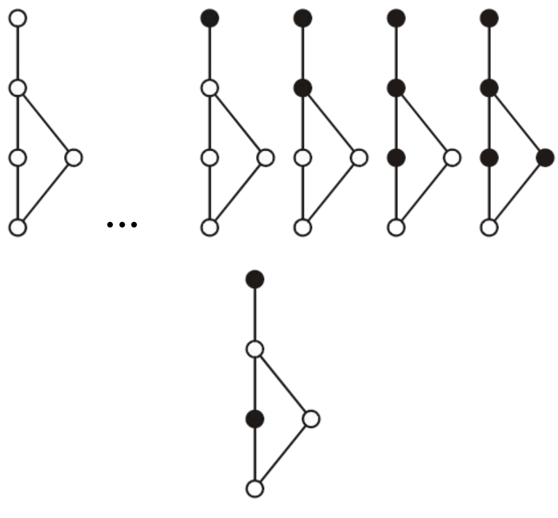

Рис. 4. Окраски частично-упорядоченного множества

На рис. 4 сверху показаны различные варианты правильной окраски частичного порядка, а внизу приведен пример неправильной вариант, где чередуются белые и черные вершины, принадлежащие одной упорядоченной цепи. Следует отметить одну особенность правильных окрасок, порождаемых проверкой условий доступа реальных деталей. Подобные частичные порядки всегда имеют наименьший элемент, который в любой правильной окраске имеет белый цвет (см. рис. 4). Действительно, простейшей является ситуация, в которой проверяемая деталь устанавливается первой. Левая часть этой ситуации представляет собой пустое множество, свободное от любых геометрических препятствий.

Характеризация правильных окрасок

В приведенной постановке правильная окраска частичных порядков порождалась алгоритмически, заданием последовательности неокрашенных вершин и выбором цвета для каждой из них. Представляет интерес проблема статической характеризации правильно окрашенных частичных порядков.

Пусть $(Q(x), \leq)$ – полностью окрашенное частично-упорядоченное множество. Обозначим через W – подмножество белых вершин, а B – подмножество черных вершин, где $W \cup B = Q,\ W \cap B = \emptyset$.

Теорема 1. Окраска частично-упорядоченного множества $(Q, \leq)$ является правильной тогда и только тогда, когда $\forall b \in B$ и $\forall w \in W$ $w \leq b$ или $w \| b$ (несравнимы).

Приведем набросок доказательства этого несложного утверждения. Начнем с необходимости и предположим, что в некоторой правильной окраске существуют две вершины $\forall w \in W$ *и* $\forall b \in B$ $w \geq b$. Поскольку эти вершины сравнимы, то по построению правильной окраски либо $b \in I(w)$ и тогда вершина b – белая, либо $w \in F(b)$ и тогда вершина w – черная.

Покажем достаточность. Множество $(Q, \leq)$ разделим на два непресекающихся подмножества белых W и черных B вершин таких, что $W \cup B = Q(x)$. Обозначим $M = \{m_i\}^k{}_{i=1}$ - множество всех минимальных элементов из B. Одна из возможных правильных окрасок B получается объединением фильтров, порождаемых минимальными элементами этого множества, т.е. $B = \bigcup_{i=1}^{k} F(m_i)$. Правильная окраска W создается объединением идеалов всех его максимальных элементов $W = \bigcup_{j=1}^{r} I(p_j)$, где p_j, $j=1,\ r$ - максимумы множества W. Согласно исходному предположению, фильтры (идеалы) множества B (W) наследуют это свойство и в объемлющем множестве Q. Поэтому одна из возможных правильных окрасок Q порождается $\bigcup_{i=1}^{k} F(m_i) \bigcup_{j=1}^{r} I(p_j)$ - объединением фильтров минимальных вершин подмножества B и идеалами максимальных элементов подмножества W.

Другую точную характеризацию правильных окрасок дают изотонные отображения частичных порядков. Пусть$(N, \leq)$ и $(R, \leq)$ – два частично-упорядоченных множества. Отображение $f : N \longrightarrow R$ называется изотонным, если оно сохраняет отношение порядка, то есть $a \leq N \ b \Rightarrow f(a) \leq R \ f(b)$ для всех a, $b \in N$ [1].

Рассмотрим отображение $f : Q\,(x) \longrightarrow C2$, где $Q(x)$ – правильно окрашенное множество, а C_2 представляет собой двухэлементную цепь *(1,0)*. Пусть образом всех черных вершин служит 1, а образом белых – 0. Легко видеть, что отображение такого вида является изотонным, то есть сохраняющим порядок (рис. 5, слева).

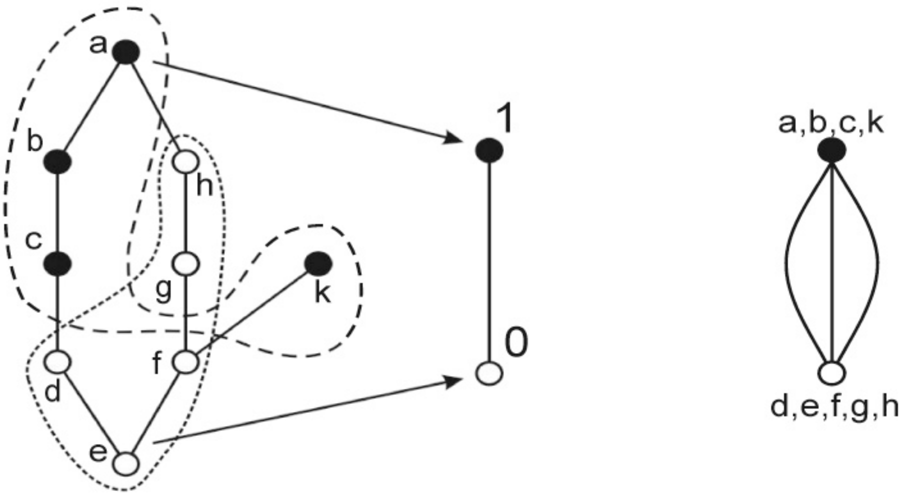

Рис. 5. Пример изотонного отображения и его характеризация

Ядро изотонного отображения $\ker(f) = \bigcup_{b \in C2} f^{-1}(b)$ представляет собой разбиение множества *Q(x)* на два непересекающихся подмножества, порожденное отношением эквивалентности $a \approx b \Leftrightarrow f(a) = f(b)\ \forall a, b \in Q$.

Задача построения изотонных отображений имеет несколько результативных приложений в теории принятия рациональных решений, связанных с измерениями предпочтений ЛПР, которые представлены в виде упорядоченных множеств. В публикациях на эту тему, см. например [5], получены необходимые и достаточные условия существования подобных морфизмов. Приведем без доказательств основные результаты.

Теорема 2. Пусть $f:(Q(x),\leq)\to C2$ изотонное отображение. Тогда ядро этого отображения $\ker(f)$ представляет собой стабильное по $\leq$ отношение эквивалентности на множестве *Q(x)*.

Теорема 3. Если α – стабильная эквивалентность в $(Q(x),\leq)$ и $|\alpha|=2$, то морфизм $b\to\alpha(b)$, $\forall b\in Q$ является изотонным отображением упорядоченного множества $(Q(x),\leq)$ в упорядоченное множество, изоморфное C_2.

Напомним определение стабильности относительно частичного порядка. Пусть на упорядоченном множестве $(A,\leq)$ Задано отношение эквивалентности ε. Эта эквивалентность называется стабильной относительно упорядочения $(A,\leq)$, если фактор отношение $(A,\leq)/\varepsilon$ обладает свойством ацикличности [5]. На рис. 5 справа показан пример эквивалентности, стабильной относительно частичного порядка.

Задачу определения условий геометрического доступа для элемента *x* можно представить в форме неантагонистической игры двух лиц – ЛПР (лицо принимающее решение) и «природы». Эта игра ведется по следующим правилам. Дано частично-упорядоченное множество $(Q,\leq)$, все вершины которого являются неокрашенными. Ход ЛПР заключается в выборе очередной неокрашенной вершины из этого множества. Ответ второго игрока состоит в определении цвета предложенной для проверки вершины. Если вершина получила черный цвет, то все вершины порядкового фильтра окрашиваются в черный цвет. Если проверяемая вершина получила белый цвет, то все вершины порядкового идеала окрашиваются в белый цвет. Требуется полностью окрасить данный частичный порядок за наименьшее число ходов.

В этой игре ЛПР оперирует в условиях полной или частичной неопределенности, поскольку в момент выбора очередной вершины он не имеет никакой информации о цвете вершины или эта информация имеет вероятностный характер. Затраты на окраску упорядоченного множества зависят от последовательности проверки неокрашенных вершин. Так, для упорядоченного множества, приведенного на рис. 5, худшая стратегия требует проверки всех девяти вершин, а лучшая – только четырех (c, h, d, k).

Список литературы

1. Айгнер М. Комбинаторная теория. – М.: Мир, 1982. – 558 с.

2. Божко А.Н. Игровое моделирование геометрического доступа // Электронное научно-техническое издание «Наука и образование» – 2009. – № 12.

3. Диалоговое проектирование технологических процессов / Н.М. Капустин, В.В. Павлов, Л.А. Козлов и др. – М.: Машиностроение, 1983. – 255 с.

4. Новиков М.П. Основы технологии сборки машин и механизмов. – М.: Машиностроение, 1980. – 592 с.

5. Розен В.В. Цель – оптимальность – решение. – М.: Радио и связь, 1982. – 168 с.

SCIENTIFIC PERIODICAL OF THE BAUMAN MSTU

SCIENCE and EDUCATION

EL № FS 77 - 48211. №0421200025. ISSN 1994-0408

electronic scientific and technical journal

Modeling of geometric constraints in the process of decomposition of products into the assembly units

05, May 2012

DOI: 10.7463/0512.0415792

Bojko A., N., Muammer S., Rogova O.B.

Russia, Bauman Moscow State Technical University

Russia, State Technical University - MADI

abozhko1@gmail.com

thaer80@gmail.com

The problem of modeling the geometric constraints in the assembly of mechanical products is considered. This problem was reduced to a mathematical two-person game on an ordered set. The result of the game is the correct col or of the partial order that it’s necessary to obtain for the minimum number of moves by decision-maker. This paper presents a static characterization of the correct co l ored ordered sets. It was shown that any coloring of this kind could be reduced to isotone mappings of ordered set onto two-element chain.

Publications with keywords: assembly, equivalence, geometric access, geometric constraints, an ordered set, decision-maker, a mathematical game, isotone mapping, a binary relation of order

Publications with words: assembly, equivalence, geometric access, geometric constraints, an ordered set, decision-maker, a mathematical game, isotone mapping, a binary relation of order

References

1. Aigner M. *Combinatorial Theory*. New York, Springer-Verlag, 1979. 483 p. (Russ. ed.: Aigner M. *Kombinatornaia teoriia*. Moscow, Mir, 1982. 558 p.).

2. Bozhko A.N. Igrovoe modelirovanie geometricheskogo dostupa [Game Modelling of Geometric Accsess]. *Nauka i obrazovanie: nauchnoe izdanie MGTU im. N.E. Baumana* [Science and Education: scientific periodical of the Bauman MSTU], 2009, no. 12. Available at: http://technomag.edu.ru/doc/134322.html , accessed 12.01.2012.

3. Kapustin N.M., Pavlov V.V., Kozlov L.A., et al. *Dialogovoe proektirovanie tekhnologicheskikh protsessov* [Dialog designing of technological processes]. Moscow, Mashinostroenie, 1983. 255 p.

4. Novikov M.P. *Osnovy tekhnologii sborki mashin i mekhanizmov* [Bases of technology of assembly of machines and mechanisms]. Moscow, Mashinostroenie, 1980. 592 p.

5. Rozen V.V. *Tsel' – optimal'nost' – reshenie* [Purpose - optimality – solution]. Moscow, Radioisviaz', 1982. 168 p.