

УДК 519.6

СШИВАНИЕ МНОГОГРАННЫХ НЕСТРУКТУРИРОВАННЫХ СЕТОК В МЕТОДИКЕ "ТИМ-3D"

И. В. Соболев, А. В. Шурыгин
(ФГУП "РФЯЦ-ВНИИЭФ", г. Саров Нижегородской области)

Дается описание алгоритма, реализующего метод сшивания многогранных неструктурированных сеток. Данный метод реализован в программе расчета начальных данных методики ТИМ-3D. Применимость метода продемонстрирована на примерах сшивания различных типов сеток в единую счетную сетку области. Проведено исследование быстродействия алгоритма, выполняющего сшивание трехмерных сеток.

Ключевые слова: методика ТИМ-3D, неструктурированные многогранные сетки, метод сшивания, ТИМ-РНД, ЛОГОС-Препост.

Введение

Методика ТИМ-3D [1, 2] предназначена для решения трехмерных нестационарных задач механики сплошной среды на неструктурированных лагранжевых сетках произвольного вида. При решении таких задач часто приходится строить начальную сетку в достаточно сложных геометриях. В таких случаях целесообразно разбивать геометрию на более простые фрагменты, далее в каждом фрагменте строить сетку соответствующего типа и затем, используя метод сшивания, объединять все фрагменты в единую счетную сетку области. Такой подход позволяет строить сетку достаточно хорошего качества в областях сложной формы.

Метод сшивания основан на быстром алгоритме установления соответствия между двумя поверхностями, состоящими из плоских выпуклых многоугольников. Этот метод обобщается на произвольное количество тел, кроме того, границы сшиваемых поверхностей этих тел могут полностью или частично не совпадать.

1. Алгоритмы сшивания поверхностей и трехмерных сеток

Соответствие между поверхностями в пространстве. Пусть в трехмерном пространстве заданы две поверхности, состоящие из многоугольников, которые будем называть гранями поверхностей. Предположим, что грани одной из поверхностей (назовем ее основной) являются плоскими и выпуклыми. Другую поверхность назовем вспомогательной и будем предполагать, что ее грани являются произвольными несамопересекающимися многоугольниками.

Определение 1. Пусть грань P основной поверхности лежит в плоскости π . Будем говорить, что внутренняя вершина V вспомогательной поверхности соответствует грани P , если ее ортогональная проекция U на плоскость π находится строго внутри многоугольника P (рис. 1). Точку U назовем проекцией вершины V на основную поверхность.

Определение 2. Пусть ребро AB основной поверхности разделяет грани P_1 и P_2 , лежащие в плоскостях π_1 и π_2 соответственно. Пусть l — прямая, содержащая отрезок AB , ρ_i — плоскость, проходящая через прямую l перпендикулярно к π_i , и H_i — полупространство, ограниченное плоскостью ρ_i и не содержащее многоугольника P_i . Будем говорить, что внутренняя вершина V вспомогательной поверхности соответствует ребру AB , если она лежит внутри или на границе

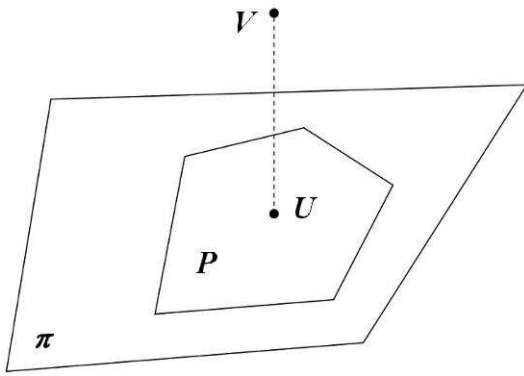


Рис. 1. Вершина V соответствует грани P

двугранного угла, образованного пересечением полупространств H_1 и H_2 , и ее проекция U на прямую l находится строго внутри отрезка AB (рис. 2). Точку U назовем проекцией вершины V на основную поверхность.

Определение 3. Пусть во внутренней вершине A основной поверхности сходятся ребра AB_1, \dots, AB_n . Обозначим через ρ_i плоскость, проходящую через точку A перпендикулярно к отрезку AB_i . Пусть H_i — полупространство, ограниченное плоскостью ρ_i и не содержащее отрезка AB_i . Будем говорить, что внутренняя вершина V вспомогательной поверхности соответствует вершине A , если она лежит внутри или на границе многогранного угла, образованного пересечением полупространств H_i (рис. 3). Проекцией вершины V на основную поверхность назовем точку A .

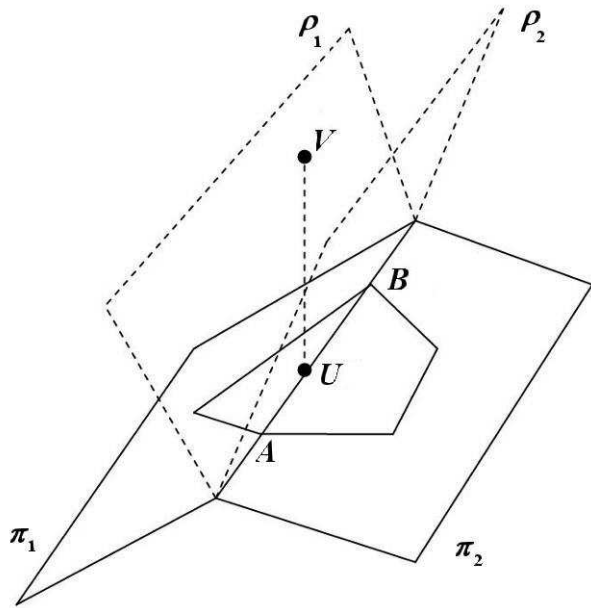


Рис. 2. Вершина V соответствует ребру AB

Пусть теперь даны две многоугольные поверхности: основная S_1 и вспомогательная S_2 . Рассмотрим ребро AB поверхности S_2 . Пусть A' и B' — проекции вершин A, B на поверхность S_1 . Плоскость, проходящая через точки A', B' и A , пересечет S_1 по некоторой ломаной. Часть этой ломаной, лежащую между точками A' и B' , назовем проекцией ребра AB на S_1 . Проекция всех ребер вспомогательной поверхности разбивают грани основной поверхности на некоторые многоугольники. Обозначим через S поверхность, состоящую из этих многоугольников. Будем говорить, что S получена сшиванием поверхностей S_1 и S_2 .

Построение поверхности S происходит в два этапа. На первом этапе для каждой вершины поверхности S_2 ищется грань, ребро или вершина поверхности S_1 , которой она соответствует. На втором этапе грани поверхности S_1 разрезаются проекциями ребер поверхности S_2 .

Для практических приложений необходимо не только построить поверхность S , но и установить соответствие между гранями и вершинами поверхностей S и S_i . Каждая грань поверхности S_1 после второго этапа оказывается разбитой на меньшие грани поверхности S . Аналогично, проекции ребер каждой грани поверхности S_2 образуют на поверхности S некоторую замкнутую ломаную, внутри которой лежат грани S . Для каждой грани поверхности S_i будем также вычислять множество граней поверхности S , на которые она разбивается после сшивания.

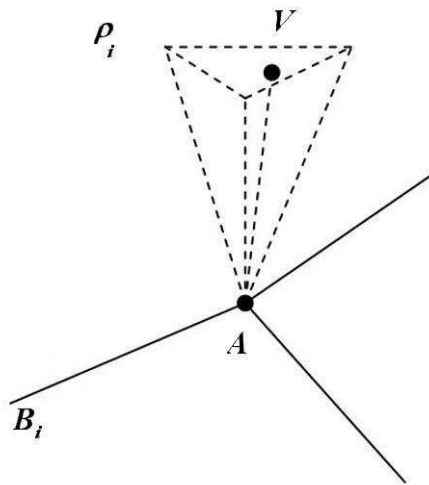


Рис. 3. Вершина V соответствует вершине A

Установление соответствия между поверхностями. Используемый алгоритм основан на следующей идее. Предположим, что вершина V поверхности S_2 соответствует грани P поверхности S_1 . Пусть вершина U является концом ребра поверхности S_2 ; другим концом этого ребра является вершина V . Естественно предположить, что вершина U соответствует некоторой грани Q , "близкой" к P (возможно даже $Q = P$). Поиск соответствия для вершины U начнем с грани P . Если U соответствует P , то для U задача решена; если нет, то рассмотрим грани P_1, \dots, P_n , соседние с P через ребро или вершину, и проверим, не соответствует ли U какой-либо из них. Если U не соответствует никакой из граней P_i , повторим для каждой из них ту же процедуру, что для P . Таким образом будем проверять все более далекое окружение грани P , пока не найдем соответствия для U .

Общая схема алгоритма такова. Сначала из каких-либо соображений строится множество вершин поверхности S_2 , для которых соответствие с поверхностью S_1 известно (обозначим это множество через R_1). Далее, если построено множество R_n , то строится множество R_{n+1} , содержащее R_n и обладающее тем свойством, что для любой вершины $U \in R_{n+1}$ существует вершина $V \in R_n$ такая, что U и V являются концами некоторого ребра поверхности S_2 . После этого устанавливается соответствие между вершинами множества R_{n+1} , не принадлежащими R_n , и гранями поверхности S_1 в предположении, что для R_n это соответствие уже установлено. Данная процедура повторяется, пока множество R_{n+1} не совпадет с R_n .

Для того чтобы реализовать описанную схему, нужно иметь данные о соседстве между гранями, ребрами и вершинами многоугольной поверхности. Структура, хранящая эту информацию, аналогична структуре данных о двумерной многоугольной неструктурированной сетке методики ТИМ-2D [3] и имеет следующие свойства:

1. Элементами структуры являются грань, ребро и вершина.
2. Для грани хранится список ребер, перечисленных в порядке положительного направления обхода, которое задается ориентацией поверхности.
3. Для ребра хранятся две грани, которые оно разделяет, и две вершины, являющиеся его концами. Эти грани и вершины упорядочены так, что обход данного ребра в первой грани осуществляется от первой вершины ко второй в положительном направлении.
4. Для ребра, лежащего на границе поверхности, вместо номера первой грани хранится номер границы со знаком минус.
5. Для вершины хранится число границ, сходящихся в ней, и номер одного из сходящихся в ней ребер (опорное ребро).
6. Хранятся координаты вершин и центров граней.

Опишем теперь шаги алгоритма более подробно.

Построение множества R_1 . Рассмотрим три случая.

1. Границы поверхностей S_i непустые и являются объединением незамкнутых ломаных. Концы этих ломаных назовем угловыми точками. Пусть D_1, \dots, D_n — угловые точки поверхности S_2 ; C_1, \dots, C_n — угловые точки поверхности S_1 . Будем считать, что вершина D_i соответствует ближайшей к ней вершине $C_{j(i)}$. Пусть граничная ломаная M_{rt} поверхности S_2 имеет концы D_r, D_t , а граничная ломаная L_{rt} поверхности S_1 — концы $C_{j(r)}, C_{j(t)}$. Пусть $V_1 = D_r, V_2, \dots, V_{k-1}, V_k = D_t$ — вершины ломаной M_{rt} ; $U_1 = C_{j(r)}, U_2, \dots, U_{l-1}, U_l = C_{j(t)}$ — вершины ломаной L_{rt} . Если вершина V_a соответствует ребру $U_b U_{b+1}$ или одной из его граничных вершин, то для определения соответствия для вершины V_{a+1} будем последовательно перебирать ребра $U_i U_{i+1}$ для всех $i \geq b$. Таким образом установим соответствие между всеми граничными вершинами поверхности S_2 и граничными ребрами и вершинами поверхности S_1 .

2. Границы поверхностей S_i непустые и представляют собой набор замкнутых ломаных. Пусть L_1, \dots, L_n — компоненты границы поверхности S_1 ; M_1, \dots, M_n — компоненты границы поверхнос-

ти S_2 . Пусть V_i — произвольная вершина ломаной M_i . С помощью полного перебора найдем все ребра ломаных L_1, \dots, L_n , которым соответствует V_i , и выберем среди них то, для которого расстояние от вершины V_i до ее проекции на поверхность S_1 минимально. Пусть это ребро принадлежит ломаной $L_{j(i)}$. Будем считать, что вершины ломаной M_i соответствуют ребрам или вершинам ломаной $L_{j(i)}$. В остальном определение соответствия между границей поверхности S_2 и поверхностью S_1 аналогично первому случаю.

3. Границы поверхностей S_i пусты. Возьмем произвольную вершину V поверхности S_2 и полным перебором получим все грани, ребра и вершины поверхности S_1 , которым соответствует V . Среди всех проекций вершины V на поверхность S_1 выберем ту, для которой расстояние до V минимально.

В случаях 1 и 2 множество R_1 состоит из всех граничных вершин поверхности S_2 , в случае 3 — из одной вершины.

Переход от множества R_n к множеству R_{n+1} . Пусть построено множество R_n вершин поверхности S_2 , для которых установлено соответствие с поверхностью S_1 . Для вершины V многоугольной поверхности обозначим через $L(V)$ множество вершин, являющихся концами ребер, сходящихся в V . Положим $R_{n+1} = \bigcup_{V \in R_n} L(V)$. Пусть $V \in R_{n+1}$ и $V \notin R_n$. По определению существует вершина $U \in R_n$ такая, что U и V являются концами ребра поверхности S_2 . Пусть вершина U соответствует грани $C(U)$ поверхности S_2 (если U соответствует ребру или вершине, то в качестве $C(U)$ возьмем любую грань, на границе которой лежит проекция вершины U). Обозначим через $C_n(V)$ последовательность множеств граней поверхности S_1 , которую построим рекуррентно. Также понадобятся последовательности множеств ребер $EI_n(V)$, $EO_n(V)$ и вершин $VI_n(V)$, $VO_n(V)$ поверхности S_1 . Для вершины W и грани D многоугольной поверхности обозначим через $E(W)$ и $C(W)$ множества ребер и граней, сходящихся в W , через $V(D)$ — множество вершин многоугольника D .

Положим $C_1(V) = \{C(U)\}$; $EI_1(V) = \emptyset$; $VI_1(V) = \emptyset$; $VO_1(V) = V(C(U))$; $EO_1(V) = \bigcup_{W \in VO_1(V)} E(W)$. Если определены множества $C_n(V)$, $EI_n(V)$, $EO_n(V)$, $VI_n(V)$, $VO_n(V)$, то положим

$$EI_{n+1}(V) = EO_n(V); \quad VI_{n+1}(V) = VO_n(V); \quad C_{n+1}(V) = \left(\bigcup_{W \in VO_n(V)} C(W) \right) / C_n(V);$$

$$VO_{n+1}(V) = \left(\bigcup_{D \in C_{n+1}(V)} V(D) \right) / VO_n(V); \quad EO_{n+1}(V) = \left(\bigcup_{W \in VO_{n+1}(V)} E(W) \right) / EO_n(V).$$

Будем проверять соответствие вершины V поверхности S_1 последовательно для всех множеств $C_n(V)$, $EI_n(V)$, $VI_n(V)$ при $n = 1, 2, \dots$

Оценка сложности данного алгоритма для произвольных многоугольных поверхностей является довольно трудной задачей. Если поверхности S_1 и S_2 "близки" друг к другу и имеют примерно одинаковое число граней, то для каждой вершины поверхности S_2 нужно будет перебрать не более чем $O(1)$ граней поверхности S_1 ; таким образом, сложность близка к линейной. Эти эвристические соображения подтверждаются результатами расчетов, приведенными в разд. 3.

Сшивание поверхностей. Пусть AB — ребро поверхности S_2 ; A' и B' — проекции вершин A и B на поверхность S_1 ; точка A' находится внутри грани P , точка B' — внутри грани Q . Рассмотрим плоскость π , проходящую через точки A' , B' и A . Эта плоскость пересекает многоугольник P по отрезку A_1A_2 , многоугольник Q — по отрезку B_1B_2 . Ломаную $L_{AB} = A_1A'A_2C_1 \dots C_nB_1B'B_2$, лежащую в пересечении плоскости π и поверхности S_1 , назовем проекцией ребра AB (рис. 4). Для построения ломаной L_{AB} используются те же алгоритмы, что и для дробления ячеек при локальных перестройках двумерной неструктурированной сетки [4].

Поверхность S строится в два этапа. На первом этапе происходит последовательное дробление граней поверхности S_1 проекциями всех ребер поверхности S_2 . Получившаяся в результате этого поверхность будет иметь "лишние" ребра и вершины, не соответствующие никаким ребрам и вершинам поверхности S_2 . Для ребра AB лишними являются вершины A_1 и B_2 и ребра A_1A' и $B'B_2$ (см. рис. 4). На втором этапе происходит объединение пар граней, разделяемых ребрами такого вида, и удаление лишних вершин.

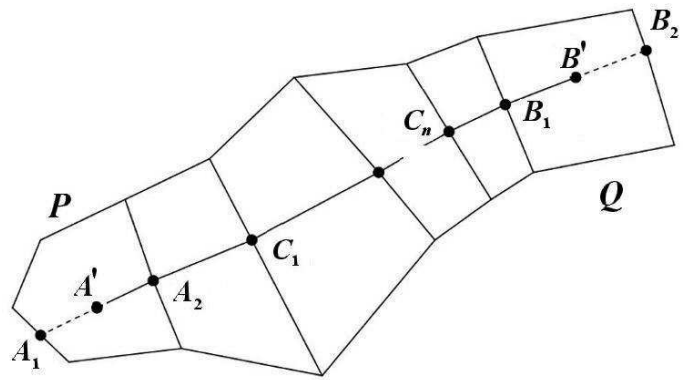


Рис. 4. Проекция ребра AB на поверхность S_1

Сшивание трехмерных многогранных сеток. Пусть имеются две трехмерные области T_1 и T_2 , заполненные неструктурированными многогранными сетками. Пусть в каждой из областей T_i выделена граничная многоугольная поверхность S_i . Метод сшивания сеток, заполняющих области T_1 и T_2 , вдоль границ S_i состоит из следующих этапов:

1. Строится поверхность S , полученная сшиванием S_1 и S_2 , с указанием для каждой грани P поверхности S_i множества граней $M(P)$ поверхности S , которое получено в результате дробления многоугольника P (при $i = 1$) или его проекции на поверхность S_j (при $i = 2$) ребрами поверхности S_j ($j \neq i$). Также указывается соответствие между вершинами поверхностей S и S_2 .
2. К первой области добавляются вершины поверхности S , не совпадающие с вершинами поверхности S_1 .
3. Для всех ячеек, содержащих грани поверхностей S_i , эти грани удаляются из списка граней ячейки и заменяются на соответствующее множество граней поверхности S .
4. Если ребро грани P , не принадлежащей S_i , проходит по граничной поверхности, то к списку вершин грани P добавляются вершины поверхности S , лежащие на этом ребре.
5. К первой области добавляются вершины и грани второй области, не лежащие на поверхности S_2 , а также все ячейки второй области, перенумерованные так, чтобы в сшитой области сохранилась сквозная нумерация.

2. Тестовые расчеты

В данном разделе будет продемонстрирована применимость описанных выше алгоритмов на различных примерах сшивания многогранных сеток различных типов. Генерация сеток, используемых в тестовых расчетах, производилась с помощью программы расчета начальных данных методики ТИМ-3D (ТИМ-РНД) [5, 6] и пакета программ ЛОГОС-Препост [7, 8].

В настоящее время реализовано сшивание трехмерных сеток с тремя типами взаимного расположения их граничных поверхностей:

1. Граница одной поверхности проецируется в границу другой (рис. 5).

На рис. 6–8 показаны примеры использования первого типа сшивания различных сеток вдоль плоской, цилиндрической и сферической (см. также цветную вкладку) поверхностей.



Рис. 5. Первый тип сшивания граничных поверхностей

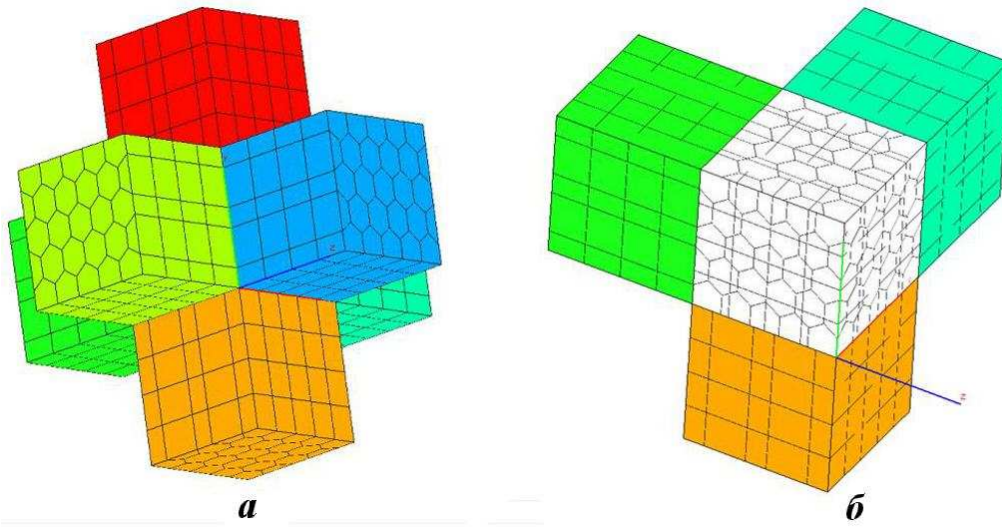


Рис. 6. Сшивание первого типа вдоль плоской границы: *a* — сетки до сшивания; *б* — сетка на границе областей после сшивания

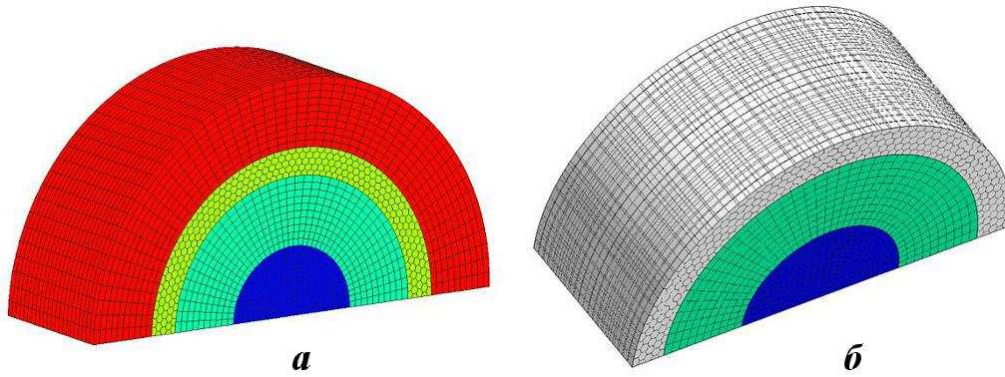


Рис. 7. Сшивание первого типа вдоль цилиндрических границ: *a* — сетки до сшивания; *б* — сетка на границе областей после сшивания

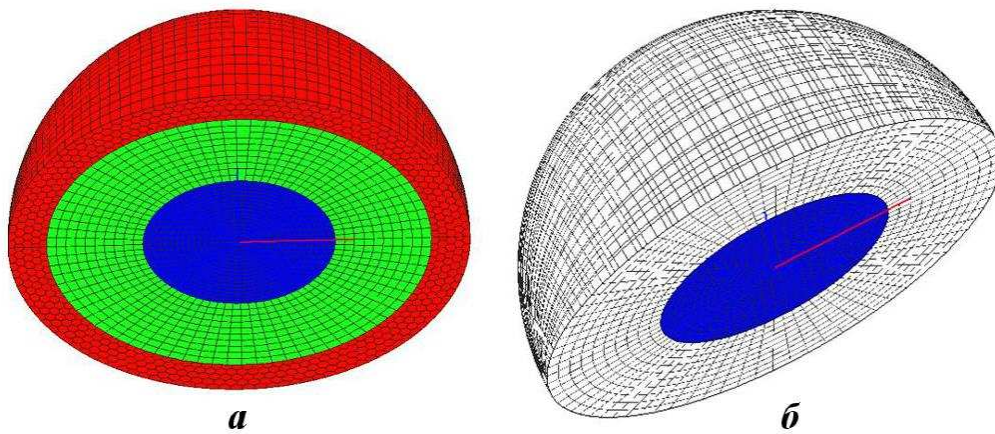


Рис. 8. Сшивание первого типа вдоль сферической границы: *a* — сетки до сшивания; *б* — сетка на границе областей после сшивания

2. Граница одной поверхности проецируется внутрь другой (рис. 9).

3. Часть границы одной поверхности проецируется внутрь другой (рис. 10).

На рис. 11, 12 (см. также цветную вкладку) показаны примеры использования второго и третьего типов сшивания сеток соответственно.

На рис. 13 (см. также цветную вкладку) продемонстрирован пример сшивания областей с сетками, полученными с помощью программ ЛОГОС-Препост (на рис. 13, *а* многоугольная сетка желтого

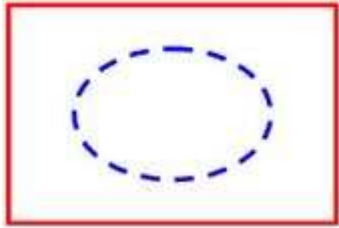


Рис. 9. Второй тип сшивания граничных поверхностей

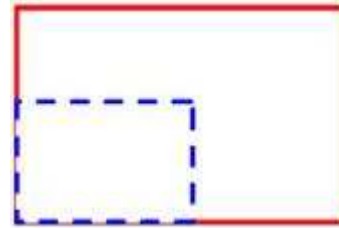


Рис. 10. Третий тип сшивания граничных поверхностей

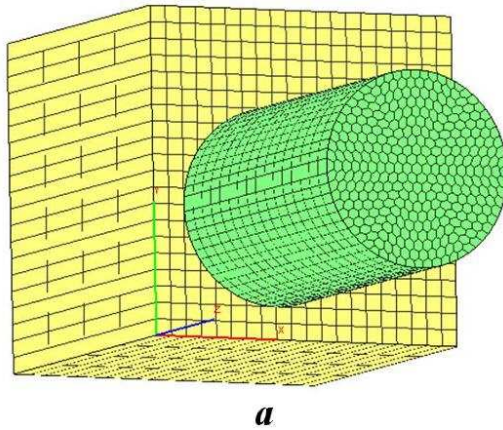


Рис. 11. Сшивание второго типа: *а* — сетки до сшивания; *б* — сетка на границе областей после сшивания

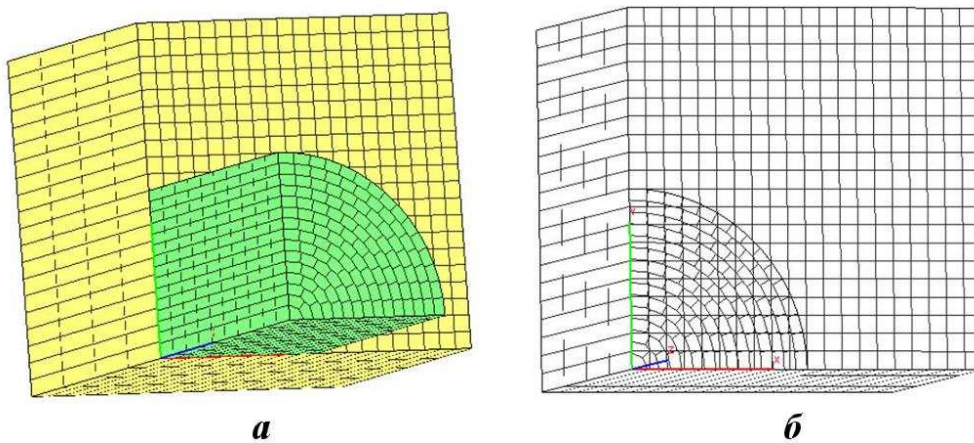


Рис. 12. Сшивание третьего типа: *а* — сетки до сшивания; *б* — сетка на границе областей после сшивания

цвета) и ТИМ-РНД (на рис. 13, *а* многоугольная листовая сетка зеленого цвета). На рис. 13, *б* показана сетка на границе областей после их сшивания.

На рис. 14, *а* (см. также цветную вкладку) показана геометрия задачи, состоящая из трех областей с шестигранными сетками, которые объединяются в единую сетку с помощью метода сшивания. Сетки для данной задачи были сгенерированы в пакете программ ЛОГОС-Препост. На рис. 14, *б* показана сетка на границе областей после сшивания.

На рис. 15 (см. также цветную вкладку) показан фрагмент сшиваемых областей с сетками, полученными с помощью пакета программ ЛОГОС-Препост.

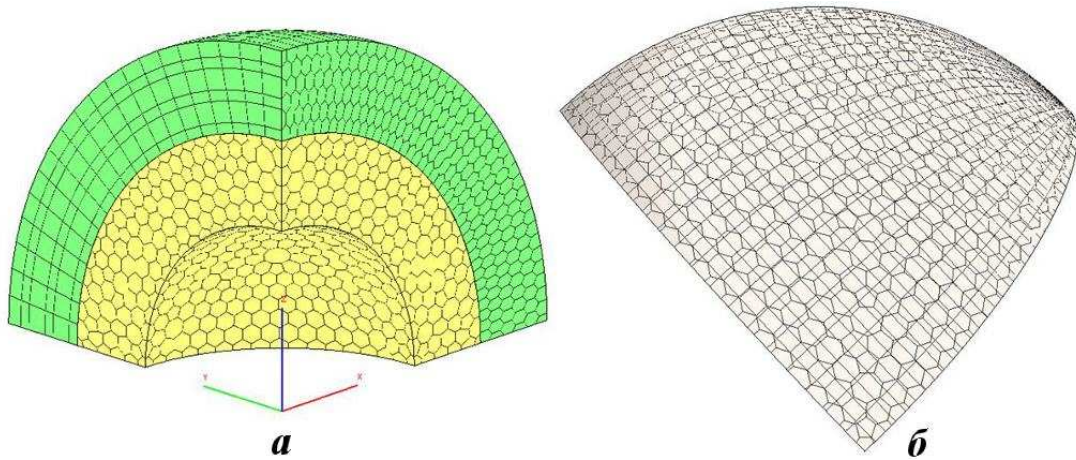


Рис. 13. Сшивание областей с сетками, полученными с помощью программ ЛОГОС-Препост и ТИМ-РНД: *а* — сетки до сшивания; *б* — сетка на границе областей после сшивания

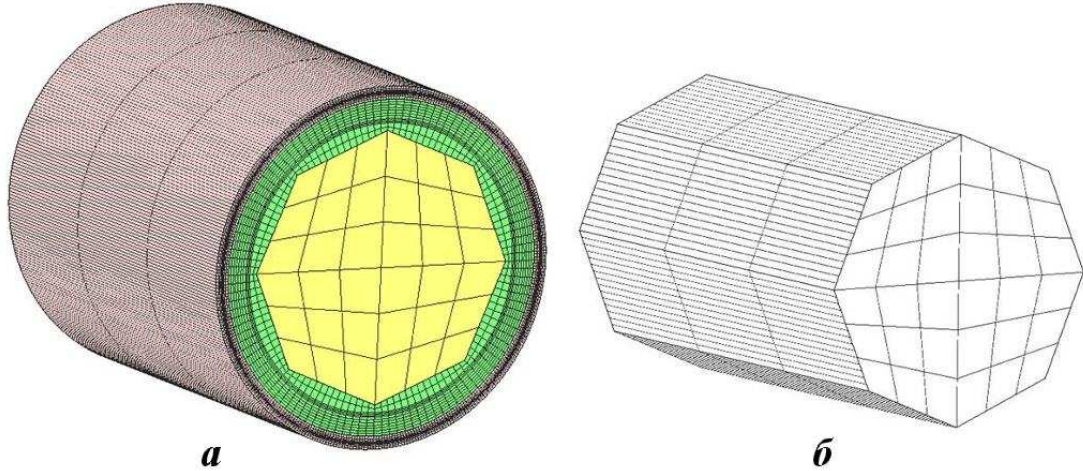


Рис. 14. Сшивание областей с сетками, полученными с помощью пакета программ ЛОГОС-Препост: *а* — сетки до сшивания; *б* — сетка на границе областей после сшивания

3. Исследование быстродействия метода сшивания

В данном разделе представлены временные затраты, необходимые для сшивания многогранных сеток в зависимости от числа ячеек и типа сшиваемых границ. Замеры по времени производились в последовательном режиме на персональном компьютере Intel Core 2 Duo 2.7 ГГц с оперативной памятью 4 Гбайт.

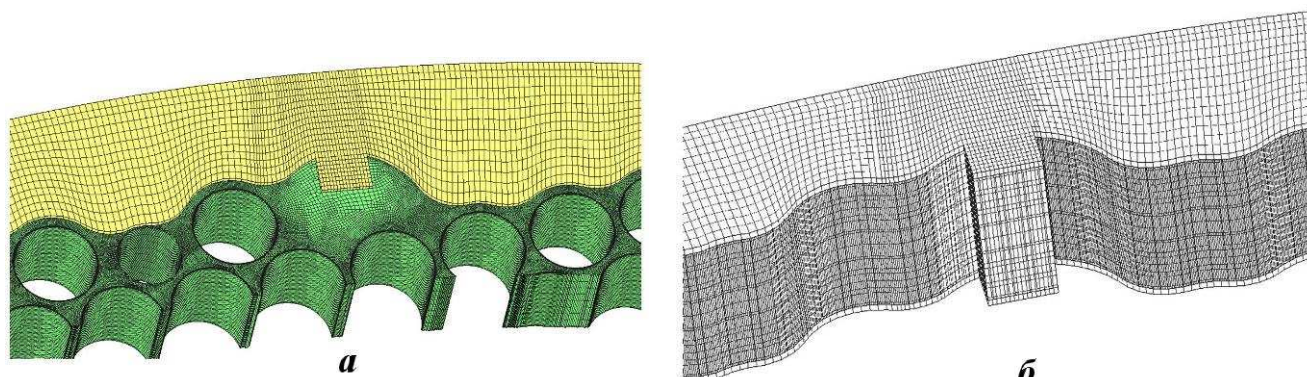


Рис. 15. Фрагмент сшиваемых областей с сетками, полученными с помощью программ ЛОГОС-Препост: *a* — сетки до сшивания; *б* — сетка на границе областей после сшивания

На рис. 16 (см. также цветную вставку) показаны две сшиваемые сетки, имеющие плоскую границу, с различным числом ячеек: первая (зеленого цвета) состоит из шестигранных ячеек, вторая (желтого цвета) — из восьмигранных. В табл. 1 представлены характеристики сшивания этих сеток.

На рис. 17, 18 (см. также цветную вставку) представлены сетки с различным числом ячеек, сшиваемые соответственно вдоль цилиндрической и сферической границ. В табл. 2, 3 представлены характеристики сшивания этих сеток.

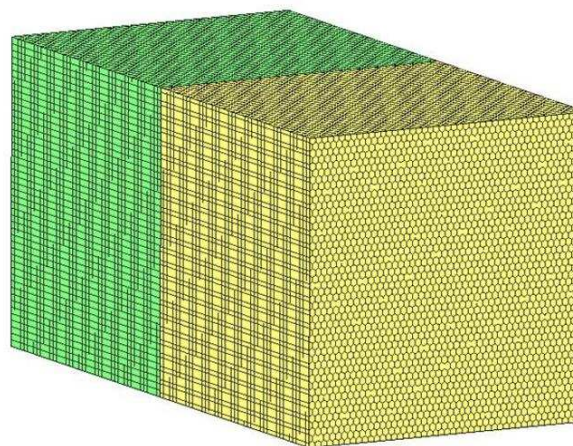


Рис. 16. Области с разным числом ячеек, сшиваемые вдоль плоской границы

Таблица 1

Характеристики сшивания сеток вдоль плоской границы

Число ячеек в каждой области	Число граней на границе первой сетки	Число граней на границе второй сетки	Общее время сшивания сеток, с
$\approx 100\,000$	2 232	2 209	4,40
$\approx 500\,000$	6 280	6 241	18,43
$\approx 1\,000\,000$	10 050	10 000	40,85

Заключение

Представлено описание метода сшивания трехмерных тел, заполненных неструктурированными многогранными сетками. Данный метод реализован в программе расчета начальных данных методики ТИМ. С использованием метода сшивания появилась возможность строить начальные сетки для разных классов задач в достаточно сложных геометриях.

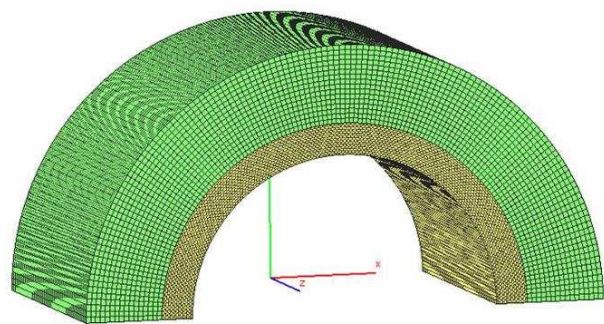


Рис. 17. Области с разным числом ячеек, сшиваемые вдоль цилиндрической границы

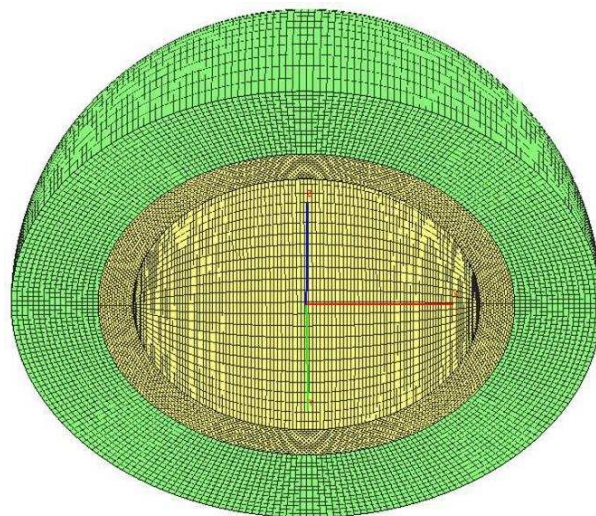


Рис. 18. Области с разным числом ячеек, сшиваемые вдоль сферической границы

Таблица 2

Характеристики сшивания сеток вдоль цилиндрической границы

Число ячеек в каждой области	Число граней на границе первой сетки	Число граней на границе второй сетки	Общее время сшивания сеток, с
$\approx 100\,000$	6 440	6 210	8,95
$\approx 500\,000$	19 355	18 170	31,62
$\approx 1\,000\,000$	30 000	28 500	47,36

Таблица 3

Характеристики сшивания сеток вдоль сферической границы

Число ячеек в каждой области	Число граней на границе первой сетки	Число граней на границе второй сетки	Общее время сшивания сеток, с
$\approx 100\,000$	6 352	6 122	7,62
$\approx 500\,000$	18 958	17 788	28,17
$\approx 1\,000\,000$	29 804	28 304	50,17

Тестовые расчеты подтверждают применимость описанных алгоритмов сшивания счетных областей и демонстрируют, что время, используемое методом сшивания, линейно зависит от количества ячеек сетки. В тестовых расчетах использовались неструктурированные сетки различных типов, сгенерированные с помощью программ ТИМ-РНД, ЛОГОС-Препост и сшитые в единую сетку счетной области с помощью программы ТИМ-РНД.

Список литературы

1. Соколов С. С., Панов А. И., Воропинов А. А. и др. Методика ТИМ расчета трехмерных задач механики сплошных сред на неструктурированных многогранных лагранжевых сетках // Вопросы атомной науки и техники. Сер. Математическое моделирование физических процессов. 2005. Вып. 3. С. 37–52.

2. *Соколов С. С., Ялозо А. В.* Метод расчета контактной границы для нерегулярных многогранных сеток в методике ТИМ // Там же. Вып. 4. С. 38—46.
3. *Соколов С. С., Воропинов А. А., Новиков И. Г. и др.* Методика ТИМ-2D для расчета задач механики сплошной среды на нерегулярных многоугольных сетках с произвольным количеством связей в узлах // Там же. 2006. Вып. 4. С. 29—43.
4. *Новиков И. Г., Соколов С. С.* Локальные перестройки нерегулярной сетки в методике ТИМ-2D // Сб. докл. VI науч.-тех. конф. "Молодежь в науке". Саров, 1 ноября 2007 г. Саров: РФЯЦ-ВНИИЭФ, 2007. С. 136.
5. *Воропинов А. А., Соколов С. С., Панов А. И.* Методика построения многогранной листовой сетки на основе многоугольной нерегулярной сетки // Там же. 2005. Вып. 4. С. 46—52.
6. *Воропинов А. А., Соколов С. С.* Алгоритмы построения нерегулярной многогранной сетки для методики ТИМ // Там же. 2007. Вып. 1. С. 55—66.
7. *Фархутдинов В. Ф., Тарасов В. И., Соловьев А. Н. и др.* Обзор возможностей по обработке геометрических и построению сеточных моделей в ЛОГОС.Препост // Тр. XIV Межд. конф. "Супервычисления и математическое моделирование". Саров: РФЯЦ-ВНИИЭФ, 2013. С. 585—592.
8. *Дерюгин В. И., Дюпин В. Н., Санталов А. С.* ЛОГОС.Препост. Универсальный пользовательский интерфейс задания начальных и граничных условий // Там же. С. 225—234.

Статья поступила в редакцию 24.07.14.

SEAMING POLYGONAL UNSTRUCTURED GRIDS IN THE "TIM-3D" TECHNIQUE / I. V. Sobolev, A. V. Shurygin (FSUE "RFNC-VNIIEF", Sarov, Nizhny Novgorod Region).

The paper describes in detail the algorithm that realizes the method of seaming polygonal unstructured grids. This method is realized within the program for initial data calculation in the TIM-3D technique. The method applicability is shown on the examples of seaming various types of grids into a single computational grid of a domain. The performance of the algorithm that seams the 3D grids is studied.

Keywords: TIM-3D technique, unstructured polygonal grids, seaming method, TIM-RND, LOGOS-Prepost.
