

Автоматизация и информатизация ТЭК. 2024. № 6(611). С. 58–64.  
Automation and informatization of the fuel and energy complex. 2024; (6(611)):58-64

Научная статья  
УДК 621.644  
Шифр научной специальности: 1.2.2

## НЕПРОТОЧНЫЙ РАСЧЕТ ТРУБОПРОВОДНЫХ СИСТЕМ. ДЕКОМПОЗИЦИЯ РАСЧЕТНОГО ГРАФА НА ПРОТОЧНУЮ И НЕПРОТОЧНУЮ ЧАСТИ

Виктор Владимирович Южанин<sup>1</sup>, Леонид Бенционович Корельштейн<sup>2</sup>

<sup>1</sup>РГУ нефти и газа (НИУ) имени И.М. Губкина, г. Москва, Россия

<sup>2</sup>Научно-техническое предприятие "Трубопровод", г. Москва, Россия

<sup>1</sup>yuzhanin.v@gubkin.ru, <sup>2</sup>korelstein@truboprovod.ru

**Аннотация.** Как правило, при решении задачи потокораспределения подразумевается расчет номинальных режимов функционирования трубопроводной системы, расходы в которых ненулевые. Встречаются, однако, специфические задачи непроточного расчета, когда нормальное функционирование трубопроводной системы или ее части остановлено. Например, для нефтеснабжающих систем задачи такого рода связаны с расчетом изначально остановленного технологического участка магистрального нефте- или нефтепродуктопровода с последующим расчетом его пуска в работу [1]. Нередки такие задачи и для других типов трубопроводных систем (технологических трубопроводов, трубопроводов тепловых сетей и др.). В статье рассматривается подход к расчету непроточной трубопроводной системы, основанный лишь на топологическом анализе графа трубопроводной системы, позволяющий в перспективе выполнять гидравлический расчет непроточной части системы без итерационных процедур, присущих известным методам решения задачи потокораспределения. В статье рассматривается начальный этап непроточного расчета – выделение непроточной части трубопроводной системы.

**Ключевые слова:** математическое моделирование, трубопроводные системы, теория гидравлических цепей, непроточный расчет

**Для цитирования:** Южанин В.В., Корельштейн Л.Б. Непроточный расчет трубопроводных систем. Декомпозиция расчетного графа на проточную и непроточную части // Автоматизация и информатизация ТЭК. – 2024. – № 6(611). – С. 58–64.

Original article

## NO-FLOW CALCULATION OF PIPELINE SYSTEMS. DECOMPOSITION OF THE CALCULATION GRAPH INTO FLOW AND NONFLOW PART

Victor V. Yuzhanin<sup>1</sup>, Leonid B. Korelshtein<sup>2</sup>

<sup>1</sup>National University of Oil and Gas "Gubkin University", Moscow, Russia

<sup>2</sup>Piping Systems Research & Engineering Co (NTP "Truboprovod"), Moscow, Russia

<sup>1</sup>yuzhanin.v@gubkin.ru, <sup>2</sup>korelstein@truboprovod.ru

**Abstract.** As a rule, when solving a flow distribution problem, it is implied to calculate the nominal operating modes of a pipeline system in which the flow rates are non-zero. There are, however, specific problems of static calculations when the normal functioning of a pipeline system or part of it is stopped. For example, for oil supply systems, problems of this kind are associated with the calculation of the initially stopped technological section of the main oil or oil product pipeline with the subsequent calculation of its commissioning. Such problems are also common for other types of pipeline systems (process pipelines, heating network pipelines, etc.). The authors of the article discuss an approach to calculating a static pipeline system, based only on a topological analysis of the graph of the pipeline system, which later makes it possible to perform a hydraulic calculation of the zero-flow part of the system without the iterative procedures inherent in the known methods for solving the flow distribution problem. The authors of the article also examine the initial stage of zero flow calculation – identifying the static part of the pipeline system.

**Keywords:** mathematical modeling, pipeline systems, hydraulic analysis of networks, zero flow rates

**For citation:** Yuzhanin V.V., Korelshtein L.B. No-flow calculation of pipeline systems. Decomposition of the calculation graph into flow and nonflow part // Automation and informatization of the fuel and energy complex. – 2024. – No. 6(611). – P. 58–64.

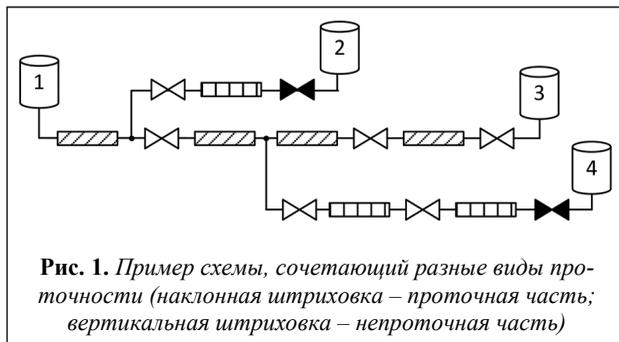
## Декомпозиция расчетного графа на проточную и непроточную части

Рассмотрим постановку классической задачи потокораспределения (КЗП) [3] на некотором исходном связном графе. Для графа задаются  $Q$ -узлы с ненулевыми притоками ( $Q \neq 0$ ) и  $P$ -узлы с заданным давлением. Проточное течение флюида сопровождается его прохождением (транзитом) через трубопроводную систему: флюид входит в систему через притоки, перемещается по ней через *проточные маршруты*, покидает ее через отборы. Проточный маршрут определим как маршрут в графе между притоком и отбором. При этом проточные маршруты могут *не затронуть* часть ребер графа, другими словами, часть графа останется *непроточной*.

Назовем проточным подграфом объединение всех проточных маршрутов. Подграф, где проточные маршруты отсутствуют, назовем непроточным подграфом. Непроточный подграф можно определить как дополнение проточного подграфа до исходного графа. На рис. 1 трубы, через которые осуществляется перекачка жидкости из резервуара 1 в резервуар 3, составляют проточную часть системы. Отводы от проточной части к резервуарам 2 и 4 перекрыты, не содержат проточных маршрутов и тем самым составляют непроточную часть.

Декомпозиция исходного связного графа на проточный и непроточный подграфы упрощает гидравлический расчет системы. При этом декомпозицию можно провести без выполнения расчета КЗП, априори – лишь на основе анализа топологии графа с учетом вида притоков. После выполнения декомпозиции, например, для схемы на рис. 1 можно легко отметить непроточные ветви с заведомо нулевым расходом. В свою очередь, расчет оставшейся проточной части будет проводиться на графе с меньшим числом ребер. Отметим, что выделение непроточной части существенно усложняется при наличии циклов в графе расчетной схемы. Циклы при этом могут быть и вложенными (рис. 2).

Применение введенного выше понятия проточного маршрута требует пояснения в условиях отсутствия информации о решении КЗП. Заметим, что в случае, если нет узлов с условием  $P$  или  $Q$  либо такой



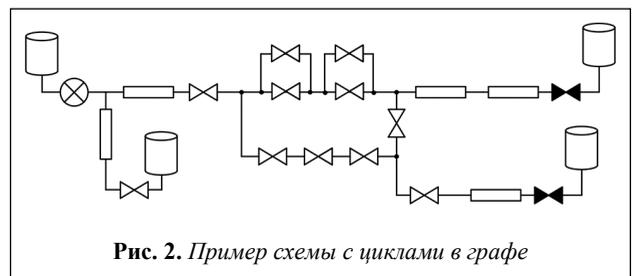
узел всего один, проточные маршруты в компоненте связности отсутствуют, т. е. проточный подграф заведомо пустой. Если узлов с условием  $P$  или  $Q$  два или больше, то, учитывая материальный баланс рассматриваемого компонента связности, среди них имеется по крайней мере по одному притоку и отбору.

Задача гидравлического расчета определена, если хотя бы на одном узле компонента связности задано давление [3] – далее будем рассматривать такие случаи. Отметим, что в общем случае для всех  $P$ -узлов без решения КЗП нельзя определить, являются ли они притоками или отборами. Следовательно, придется вести рассуждения в условиях, когда неясно, какие пары  $P$ -узлов образуют проточный маршрут, а какие нет. Наконец, заметим, что приток  $P$ -узла может оказаться и нулевым, но без решения КЗП установить это нельзя, следовательно, нет оснований сделать такое предположение. Поэтому при топологическом анализе будем считать, что все  $P$ -узлы являются либо притоками, либо отборами.

Вернемся к общей постановке задачи. Существенное усложнение ее решения происходит при наличии в схеме обратных клапанов. Действительно, проточность некоторого маршрута между притоками, содержащего обратный клапан, будет зависеть от параметров притоков. Например, для маршрута между парой  $P$ -узлов при вариации значений давления обратный клапан может быть как открытым (и маршрут проточный), так и закрытым (маршрут непроточный). Отсюда видно, что в общем случае при наличии обратных клапанов задачу выделения непроточного подграфа нельзя выполнить исключительно на основе топологического анализа.

Наличие активных ребер, содержащих источники действующего напора, не влияет на проточность маршрутов между притоками, однако если такое ребро принадлежит непроточной части, то расход там может оказаться ненулевым. Так, насос в непроточной части может сформировать рецикл. Таким образом, расход объектов непроточной части будет заведомо нулевым только в случае отсутствия там активных ребер.

Корректно ли тогда называть область, где отсутствуют проточные маршруты, непроточной? При циркуляции в непроточной части все время находится один и тот же продукт, т. е. проточное движение



вновь поступающего через притоки вещества действительно отсутствует, таким образом, термин "непроточный" не означает "расход равен нулю". С другой стороны, отнесение объекта к *проточной* части не всегда означает, что его расход ненулевой. В зависимости от исходных данных расход в некоторых ветвях при расчете КЗП вполне может получиться и нулевым – однако всегда найдется такое малое изменение исходных данных (заданных узловых давлений и ненулевых притоков), которое сделает его ненулевым.

Итак, простые случаи задачи выделения непроточного подграфа и его гидравлического расчета создают обманчивое впечатление простоты данной задачи в целом. Однако в общем случае для нее (насколько известно авторам) не предложен полный и эффективный алгоритм непроточного расчета в терминах теории графов и теории гидравлических цепей. Отметим лишь работы [6, 7], в которых классические численные методы расчета КЗП адаптируются к условиям околонулевых расходов. Исследование общего подхода важно как методологически, так и для корректного и полного решения данной задачи в программах гидравлических расчетов трубопроводов. В данной работе предлагается способ выделения непроточного подграфа на основе топологического анализа без решения КЗП для случая отсутствия обратных клапанов.

**Представление графа в виде дерева блоков**

При анализе расчетной схемы ее граф разрезается по закрытой трубопроводной арматуре, в результате чего он может распасться на несколько компонент связности [2, 3]. Ввиду того, что компоненты связности независимы, анализ и расчет каждой компоненты проводится отдельно. На рис. 3 показана самая большая компонента связности схемы (см. рис. 2), полученная после разрезания схемы по двум закрытым задвижкам, расположенным рядом с резервуарами.

Для анализа проточности исходного связного графа целесообразно представить его в виде *дерева блоков* [5]. Такое представление естественным образом и в общем виде учитывает возможное наличие неориентированных циклов в графе. Рассмотрим рис. 4, на котором показано дерево блоков графа (см. рис. 3). По определению блок – максимальный связный подграф, у которого все вершины не являются разделяющими. Разделяющая вершина (или точка сочлене-

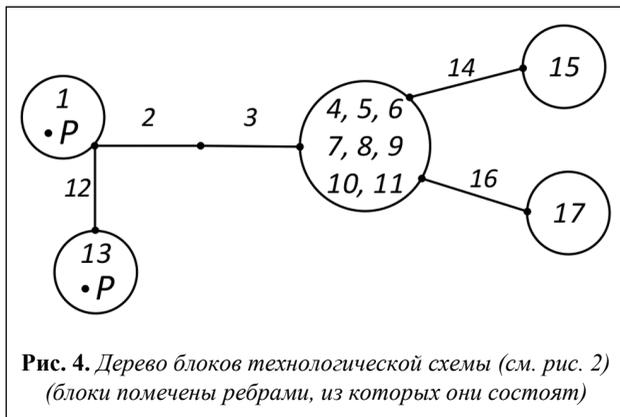


Рис. 4. Дерево блоков технологической схемы (см. рис. 2) (блоки помечены ребрами, из которых они состоят)

ния) – такая вершина, в результате удаления которой число компонент связности графа увеличивается. Разделяющие вершины на рис. 3 показаны *сплошным* кружком, а неразделяющие – *пустым*. Простейший вид блока – одиночное ребро, не входящее ни в какой неориентированный цикл (такое ребро называется *мостом*). Так, если удалить любую из двух вершин ребра 2, то граф на рис. 3 распадется на две компоненты связности, поэтому ребро 2 является мостом. В схеме есть один блок, не являющийся мостом, состоящий из ребер с 4-го по 11-е. Очевидно, удаление любого из его неразделяющих узлов (пустых кружков) не приведет к увеличению связных компонент.

Заметим, что определение блока не учитывает наличие или отсутствие притоков, поскольку относится к теории графов, а не теории гидравлических цепей. Однако на рис. 4 в блоках 1 и 13 условно отмечены принадлежащие им *P*-узлы, так как это важно в дальнейших рассуждениях.

Покажем, что либо все ребра блока проточные, либо – все непроточные. Это вытекает из того, что любые два ребра блока, не являющиеся петлями, принадлежат некоторому общему циклу (свойство вершинной двусвязности [5]). Действительно, пусть в блоке существует проточный маршрут (рис. 5), включающий некоторое ребро *u*. Возьмем произвольное ребро *v* из блока, не входящее в маршрут. Тогда из свойства вершинной двусвязности следует, что существует цикл, включающий одновременно *u* и *v*. И можно построить проточный маршрут, проходящий через ребро *v*, т. е. это ребро – также проточное. Таким способом из исходного маршрута можно получить проточные маршруты, проходящие через каж-

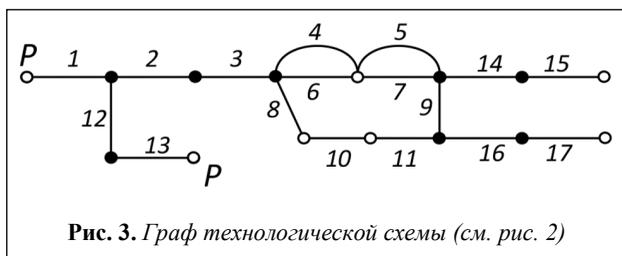


Рис. 3. Граф технологической схемы (см. рис. 2)

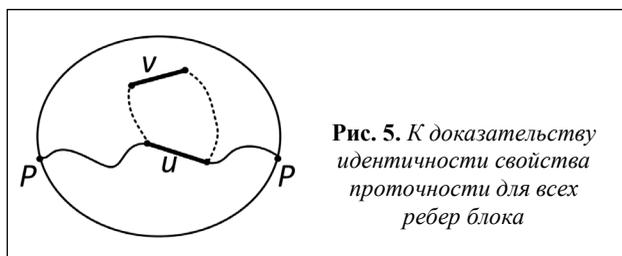


Рис. 5. К доказательству идентичности свойства проточности для всех ребер блока

дое ребро блока, т. е. весь блок окажется проточным. Очевидно, для того чтобы блок был непроточным, достаточно, чтобы не было ни одного проточного маршрута в блоке или через блок.

Итак, классификацию ребер исходного графа по свойству проточности естественно распространить на уровень блоков. Поскольку проточный подграф в каждой связной компоненте является связным, то на дереве блоков он будет соответствовать связному поддереву. Непроточный подграф, вообще говоря, является несвязным и на дереве блоков будет соответствовать лесу.

Известен эффективный алгоритм выделения блоков и точек сочленения  $ViComp$  [5, с. 166], имеющий вычислительную сложность  $O(V + E)$ , где  $V$  – число вершин, а  $E$  – число ребер графа.

### Алгоритм топологического анализа проточности графа

Перейдем к задаче определения вида проточности каждого блока. Из полученного представления в виде дерева блоков (см. рис. 4) легко понять основные идеи выделения непроточного подграфа. Ясно, что ветви дерева, состоящая из блоков 14 и 15, а также 16 и 17, являются тупиковыми и расходят в них нулевой. Ясно также, что поскольку единственный на рис. 4 блок, имеющий три точки сочленения, не содержит притоков, то для соблюдения материального баланса непроточность мостов 14 и 16 требует непроточности ветви дерева, состоящей из мостов 3 и 2. Очевидно, что и в самом блоке все ребра будут непроточными. Из непроточности моста 2 нельзя вывести непроточность смежных ему блока 1 и моста 12. Поэтому данные блоки, а также оставшийся блок 13 следует отнести к проточным.

Несмотря на простоту приведенных рассуждений, в общем случае решение задачи усложняется возможным произвольным числом и расположением притоков, которые могут соответствовать как точкам сочленения, так и внутренним вершинам блоков. Поэтому следует к задаче подойти более строго. Формально говоря, проточность блока зависит от числа притоков на его вершинах, а также от расположения блока в дереве блоков. Существенно различными являются следующие виды блоков:

- 1) блоки с двумя и более притоками (внутренними или на точках сочленения);
- 2) блоки без внутренних притоков – беспроточные блоки (нет внутренних притоков и не более одного притока в точках сочленения);
- 3) блоки с одним внутренним притоком и без притоков в точках сочленения (блок с одним внутренним притоком и с притоками в точках сочленения переходит в первый случай).

Сформулируем условия, определяющие вид проточности данных видов блоков.

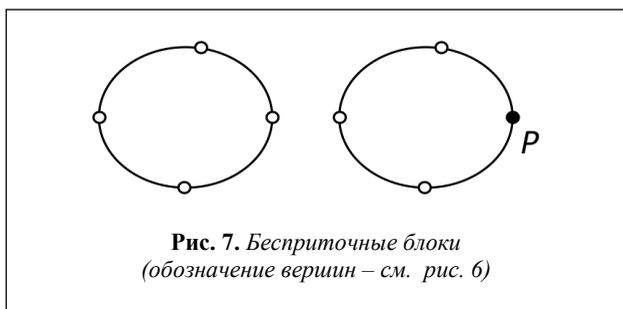
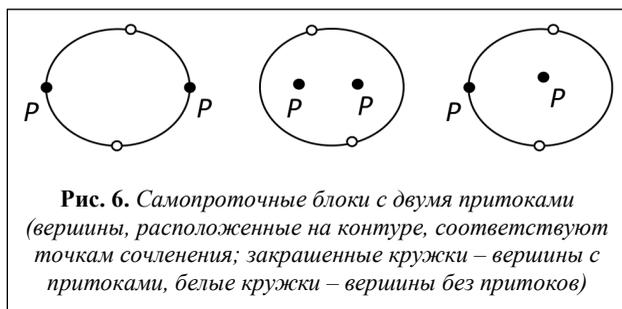
**Блок с двумя и более внутренними или смежными притоками** (рис. 6). Если в блоке имеются как притоки, так и отборы, то существует проточный маршрут внутри блока, следовательно, весь блок проточный. Если в блоке имеются либо только притоки, либо только отборы, то должны существовать проточные маршруты, уходящие в другие блоки или приходящие от других блоков, причем маршруты пройдут через данный блок, поэтому данный блок проточный. Итак, блок с двумя или более притоками будет проточным (**Условие 1**). Назовем такие блоки *самопроточными*.

**Беспроточный блок** (рис. 7). Проточность беспроточного блока зависит от того, существует ли проточный маршрут, проходящий через данный блок между другими блоками.

В общем случае у блока  $n$  точек сочленения. При этом сумма расходов, входящих или выходящих в блок через его точки сочленения, для беспроточного блока равна нулю – общий материальный баланс блока будет соблюдаться, причем независимо от того, какова в итоге будет проточность. Тогда беспроточный блок будет непроточным, если хотя бы  $n-1$  его точек сочленения смежны непроточным блокам и не имеют притоков (**Условие 2** – непроточность по материальному балансу).

Обратим внимание на важный частный случай – беспроточный блок с ровно одной точкой сочленения (**Условие 3**). По условию 2 такой блок будет непроточным, причем это устанавливается независимо от проточности остальных блоков. Назовем такой блок **терминальным (или висячим)**.

**Блок с ровно одним внутренним притоком без смежных притоков** (рис. 8). Проточность такого блока зависит от того, найдется ли проточный мар-



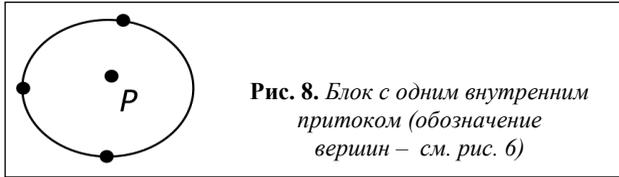


Рис. 8. Блок с одним внутренним притоком (обозначение вершин – см. рис. 6)

шрут, соединяющий данный блок с другим блоком, у которого имеется хотя бы один свой приток. Отметим, что если у блока задан приток или отбор с известным расходом, то в дереве блоков такой другой блок найдется. Для отнесения блока с одним внутренним притоком к непроточному типу достаточно, чтобы все его точки сочленения были смежны с непроточными блоками (Условие 4). Заметим, что блок с одним внутренним притоком может оказаться непроточным по этому условию, только если он единственный в данной компоненте связности и является при этом  $P$ -узлом. Но такую проверку легко сделать и без выделения дерева блоков.

Заметим, что блоки каждого типа могут вообще не содержать точек сочленения. Если это бесприточный блок или блок с одним внутренним притоком, тогда с учетом связности исходного графа весь граф состоит из этого блока и он непроточный. Оба этих случая можно легко выявить без построения дерева блоков, проверив, что в графе не более одного притока.

Рассмотрим алгоритм проточной декомпозиции, выявляющий лес непроточных поддеревьев в дереве блоков. Алгоритм осуществляет обход дерева блоков так, что каждый блок, через который он проходит, является непроточным. Очевидно, обход следует начинать лишь с заведомо непроточных терминальных блоков (условие 3). Дальнейший обход дерева организуем таким образом, чтобы на каждом шаге обеспечивалось условие непроточности проходимых блоков.

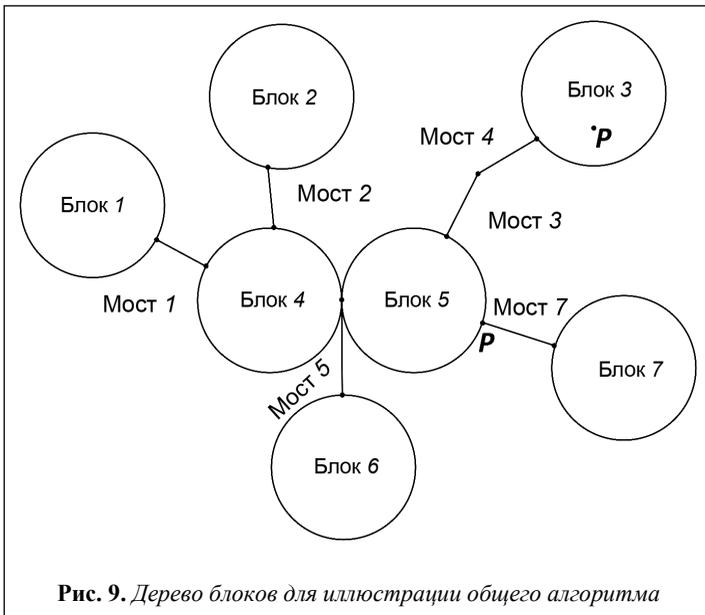


Рис. 9. Дерево блоков для иллюстрации общего алгоритма

Пусть на очередном шаге обхода обнаружен непроточный блок. Очевидно, что он не мог быть самопроточным. Если данный блок имеет ровно один приток, то в момент прохода через него все его смежные блоки (кроме, возможно, смежного блока в узле притока) должны быть уже пройдены и распознаны как непроточные, продолжить обход в глубину из него некуда. Возможность продолжить обход может существовать, только если текущий блок является бесприточным (либо терминальным, либо общего вида с произвольным числом точек сочленения). Поскольку бесприточный блок признается непроточным на основе проверки материального баланса (условие 2 или 3), то в момент прохода у него останется только одна еще не пройденная точка сочленения с другими блоками. Если среди смежных по данной точке сочленения блоков два или больше имеют неопределенный статус проточности, то статус пока нельзя уточнить – может существовать проточный маршрут между этими смежными блоками. И только когда такой блок один, он является кандидатом в непроточные блоки, но при условии, что в точке сочленения отсутствует приток.

Блок-кандидат в свою очередь может оказаться либо самопроточным – очевидно, он проточный и обход через него продолжать нельзя. Также он может оказаться блоком с одним притоком либо не иметь притоков (бесприточный). И только в последних двух случаях текущий непроточный блок может повлиять на статус непроточности блока-кандидата, поскольку изменяется число точек его сочленения с нулевыми расходами (см. условие 2 или условие 4). Это дает основания проверить статус непроточности блока-кандидата – и, если он оказывается непроточным, продолжить обход через него.

Описанная логика рассуждений требует иллюстрации. Покажем ее применение на примере (рис. 9). Пусть обход начат с терминального блока 1. Пометка блока 1 как непроточного влияет на статус блока, смежного его единственной точке сочленения, – в данном случае это мост 1. Это дает повод проверить непроточность моста 1 по материальному балансу (условие 2). Одна из двух точек сочленения моста 1 – общая с блоком 1 – имеет нулевой расход, следовательно, второй расход тоже нулевой, мост 1 непроточен. Изменение статуса моста 1 делает целесообразной проверку статуса блока 4, поскольку этот блок не имеет притоков. Однако ясно, что лишь одна из трех точек сочленения имеет нулевой расход, проточность блока 4 остается неопределенной.

Продолжаем обход с еще не пройденных терминальных блоков, пусть это будет блок 2. Повторяем процедуру обхода, в результате блок 2

и мост 2 будут помечены непроточными и снова целесообразно проверить статус беспроточного блока 4. На этот раз из трех его точек сочленения две имеют нулевой расход, значит, расход нулевой и на третьей точке, а сам блок непроточный. Этой третьей точке смежны мост 5 и блок 5. Но оснований для пересмотра статуса их проточности нет, поскольку по-прежнему может существовать проточный маршрут, проходящий через этот мост и этот блок.

Продолжаем обход, рассматривая терминальный блок 6. Очевидно, мост 5 окажется непроточным. У него общая точка сочленения с блоком 4 (помечен непроточным) и блоком 5 (статус не определен). Поскольку только один смежный блок имеет неопределенный статус, имеем основание для пересмотра его статуса. Однако только одна из трех его точек сочленения имеет нулевой расход, статус блока 5 остается неопределенным.

Остается единственный терминальный блок, еще не пройденный, – блок 7. Очевидно, блок 7 и мост 7 непроточные. Однако изменение статуса моста 7 не повлияет на статус блока 5, так как общая точка сочленения блока и моста имеет приток (см. условие 2). От блока 5 продолжать обход нельзя, поскольку его статус по-прежнему не определен. При этом закончились непройденные терминальные блоки, поэтому работа алгоритма завершается. Остались непройденными блоки 3, 5, а также мосты 3, 4. На этом основании делается вывод об их проточности.

Представленный алгоритм можно интерпретировать как алгоритм, основанный на стратегии обхода в глубину (DFS) [4], в соответствии с которой продвигаются "вглубь" графа или дерева, насколько это возможно. Отличие от классического DFS в том, что продвижение ограничено введенным условием непроточности блоков. При этом представленный алгоритм, как и алгоритм поиска в глубину, имеет сложность  $O(B + C)$ , где  $B$  – число мостов и блоков в исследуемом дереве блоков, а  $C$  – число точек сочленения.

Покажем корректность алгоритма. Очевидно, что каждый пройденный блок будет непроточным по построению алгоритма. Но будут ли непройденные блоки обязательно проточными? Покажем, что это так. Заметим сначала, что в силу процедуры пометки блоков как непроточных число компонент связности в остаточном дереве блоков никогда не увеличивается. А поскольку исходное дерево было связным, то остаточное дерево также останется связным.

Более того, висячие блоки этого дерева будут содержать один или несколько притоков. Действительно, если висячий блок в остаточном дереве был таким и в изначальном дереве (блок 3, см. рис. 9), значит, он не был терминальным (иначе бы он был пройден ал-

горитмом), а для этого он должен был иметь один или несколько притоков. Если блок стал висячим в остаточном дереве, но изначально не был таким (как, например, блок 5 на рис. 9), то, очевидно, алгоритм пометил непроточными все его смежные блоки, кроме одного. И данный блок мог быть не помечен непроточным только при условии, что у него есть один или несколько притоков. Заметим, что блок 5 изначально имел приток на точке сочленения и формально являлся беспроточным, но в остаточном дереве соответствующая вершина перестала быть точкой сочленения, поэтому данный блок следует отнести к блокам с одним притоком.

Если остаточное дерево непустое, легко видеть его проточность с учетом описанной выше структуры. Действительно, если всего один висячий блок, то все остаточное дерево состоит из него, и у него должно быть не меньше двух притоков, блок самопроточный по условию 1 (см. рис. 6). Если бы блок имел один или ни одного притока, он был бы признан непроточным.

Случай, когда имеется два или больше висячих блока с притоками, показан на рис. 10. Подчеркнем, что все узлы с заданным условием изображены на рис. 10 как  $P$ -узлы, но тип условия на дальнейшие рассуждения не влияет. Выше было показано, что в компоненте связности есть хотя бы один приток и хотя бы один отбор. Этого утверждения достаточно, чтобы доказать, что все остаточное дерево является проточным, предположив обратное, а именно – в нем существует один непроточный блок. Тогда проточное дерево распадется на лес компонент связности, но все варианты с распределением притоков и отборов по этим компонентам приводят к противоречию – наличию маршрута через непроточный блок. Таким образом, открытый алгоритмом лес непроточных поддеревьев будет включать всю непроточную часть исходного графа.

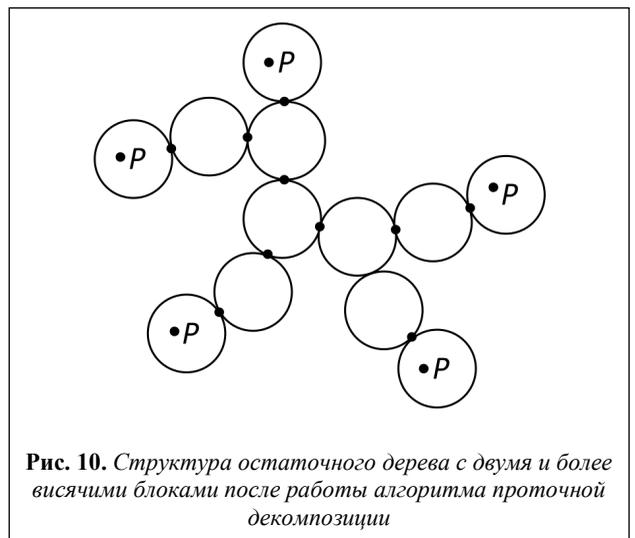


Рис. 10. Структура остаточного дерева с двумя и более висячими блоками после работы алгоритма проточной декомпозиции

## Заключение

Поставлена и решена задача проточной декомпозиции графа в рамках теории гидравлических цепей для случая отсутствия обратных клапанов, но с учетом циклов произвольной конфигурации. Проточная декомпозиция разбивает исходный связный граф на связный проточный подграф и, вообще говоря, несвязный непроточный подграф (представляющий собой лес блоков). Декомпозиция тривиальна, когда исходный граф содержит один или ни одного притока – тогда граф весь непроточный. В общем случае, когда притоков в графе два или более, требуется более сложный анализ. Показано, что такой анализ естественно проводить на основе представления исходного графа в виде дерева блоков. Обоснован алгоритм обхода дерева блоков, выделяющий непроточный подграф, показана его вычислительная эффективность. Показано, что алгоритм выявляет весь лес непроточных деревьев в исходном дереве блоков. Практический опыт авторов подтверждает высокое быстродействие предложенного алгоритма – время, затрачиваемое на проточную декомпозицию, несущественно на фоне времени работы численных методов проточного расчета КЗП.

Авторы ставят своей целью в дальнейших публикациях рассмотреть гидравлический расчет непроточного подграфа с учетом возможных фазовых переходов в непроточной части, но в предположении отсутствия активных ребер. Отметим, что хотя задача без активных ребер и обратных клапанов и не является максимально общей, однако представляет собой практический интерес.

*Авторы выражают благодарность проф. М.Г. Сухареву за ценные замечания по представленной работе.*

## СПИСОК ИСТОЧНИКОВ

1. Сухарев М.Г., Южанин В.В. Моделирование системы нефтеснабжения как проблема теории гидравлических цепей // Автоматизация, телемеханизация и связь в нефтяной пром-сти. – 2021. – № 3(572). – С. 40–51. – DOI: 10.33285/0132-2222-2021-3(572)-40-51
2. Асанов М.О., Баранский В.А., Расин В.В. Дискретная математика: графы, матроиды, алгоритмы. – СПб.: Лань, 2010. – 368 с.
3. Меренков А.П., Хасилев В.Я. Теория гидравлических цепей / отв. ред. М.Г. Сухарев. – М.: Наука, 1985. – 278 с.

4. Алгоритмы: построение и анализ = Introduction to Algorithms / Т.Х. Кормен, Ч.И. Лейзерсон, Р.Л. Ривест, К. Штайн. – 3-е изд. – М.: Издат. дом "Вильямс", 2013. – 1328 с.
5. Харари Ф. Теория графов / пер. с англ. и предисл. В.П. Козырева; под ред. Г.П. Гаврилова. – 2-е изд. – М.: Издательство УРСС, 2003. – 296 с.
6. Ates S. Hydraulic Modeling of Closed Pipes in Loop Equations of Water Distribution Networks // Applied Mathematical Modelling. – 2016. – Vol. 40, Issue 2. – P. 966–983. – DOI: 10.1016/j.apm.2015.06.017
7. Dealing with Zero Flows in the Simulation of Water Distribution Networks with Low-Resistance Pipes Using the Global Gradient Algorithm / N.B. Gorev, V.N. Gorev, I.F. Kodzhespirova [et al.] // Water Resources Management. – 2022. – Vol. 36, Issue 4. – P. 1679–1691. – DOI: 10.1007/s11269-022-03100-9

## СПИСОК ИСТОЧНИКОВ

1. Sukharev M.G., Yuzhanin V.V. Modelirovanie sistemy neftesnabzheniya kak problema teorii gidravlicheskikh tsepey // Avtomatizatsiya, telemekhanizatsiya i svyaz' v neftyanoy prom-sti. – 2021. – № 3(572). – S. 40–51. – DOI: 10.33285/0132-2222-2021-3(572)-40-51
2. Asanov M.O., Baranskiy V.A., Rasin V.V. Diskretnaya matematika: grafy, matroidy, algoritmy. – SPb.: Lan', 2010. – 368 s.
3. Merenkov A.P., Khasilev V.Ya. Teoriya gidravlicheskikh tsepey / отв. ред. M.G. Sukharev. – M.: Nauka, 1985. – 278 s.
4. Algoritmy: postroenie i analiz = Introduction to Algorithms / T.Kh. Kormen, Ch.I. Leyzerson, R.L. Rivest, K. Shtayn. – 3-e izd. – M.: Izdat. dom "Vil'yams", 2013. – 1328 s.
5. Kharari F. Teoriya grafov / per. s angl. i predisl. V.P. Kozyreva; pod red. G.P. Gavrilova. – 2-e izd. – M.: Editorial URSS, 2003. – 296 s.
6. Ates S. Hydraulic Modeling of Closed Pipes in Loop Equations of Water Distribution Networks // Applied Mathematical Modelling. – 2016. – Vol. 40, Issue 2. – P. 966–983. – DOI: 10.1016/j.apm.2015.06.017
7. Dealing with Zero Flows in the Simulation of Water Distribution Networks with Low-Resistance Pipes Using the Global Gradient Algorithm / N.B. Gorev, V.N. Gorev, I.F. Kodzhespirova [et al.] // Water Resources Management. – 2022. – Vol. 36, Issue 4. – P. 1679–1691. – DOI: 10.1007/s11269-022-03100-9

Информация об авторах:

**Виктор Владимирович Южанин**, канд. техн. наук, доцент  
**Леонид Бенционович Корельштейн**, канд. физ.-мат. наук, зам. директора

Information about the authors:

**Victor V. Yuzhanin**, PhD (engineering), associate professor  
**Leonid B. Korelshtein**, PhD (physics-mathematics), Deputy Head of the Director

Статья поступила в редакцию 09.02.2024 г.; одобрена после рецензирования 06.03.2024 г.; принята к публикации 20.05.2024 г.