

Сетевые модели и методы решения задач диспетчерского управления

Г.Г.Гребенюк, А.А.Крыгин

Введение

Среди задач диспетчерского управления жизнеобеспечением больших городов особое место по своей важности занимает комплекс задач: обнаружение повреждений в разветвленных сетях энерго-, водо-, газоснабжения; локализация аварии; реконфигурация сети для быстрого восстановления снабжения потребителей.

Особенно актуальным является решение указанных задач для систем теплоснабжения крупных городов, содержащих десятки источников энергии (районные тепловые станции и теплоэлектроцентрали), которые передают ее сотням тепловых пунктов через сотни и тысячи коммутирующих устройств. Повреждения в сетях теплоснабжения приводят к одновременному изменению давлений, температур и расходов сетевой воды во всех элементах сети. Поэтому место повреждения с трудом идентифицируется. После обнаружения места аварии оно изолируется путем перекрытия ближайших коммутирующих устройств. Одновременно определяются устройства, коммутация которых обеспечивает новые маршруты поступления энергии к потребителям.

Переключения при авариях выполняются, как правило, ремонтной бригадой, выезжающей к каждой тепловой камере, в которой установлено коммутирующее устройство. Потери времени на обнаружение аварии, минимизацию числа переключений в разветвленных сетях и передвижение ремонтников приводят к потерям теплоносителя и перерывам в теплоснабжении потребителей, что в холодное время может вызвать тяжелые последствия. Поэтому оказание информационно-аналитической поддержки

диспетчеру в решении перечисленных задач имеет большое практическое значение.

В статье рассматривается комплекс задач: диагностирование сети, локализация аварии, реконфигурация сети для перераспределения потоков и восстановления теплоснабжения.

1. Диагностирование сети

Постановка задачи

Рассматривается класс задач параметрической диагностики для объектов, описываемых системой линейных уравнений

$\dot{X} = AX$, где $X^T = (x_1, \dots, x_n)$, x_1, x_2, \dots, x_k - измеряемые переменные, x_{k+1}, \dots, x_n - не измеряемые переменные. Сопоставим данному объекту граф $G = \langle V, L \rangle$, множество вершин V которого соответствует переменным x_i , $i = 1, \dots, n$. Выделим на множестве вершин V три подмножества V_m , V_s и V_c , где V_m - подмножество вершин, соответствующих измеряемым переменным x_1, x_2, \dots, x_k , V_s - подмножество вершин, соответствующих не измеряемым переменным x_{k+1}, \dots, x_n , $V_m \cup V_s = V$, V_c - подмножество вершин-кандидатов на неисправность, $V_c \subseteq V$. Вершины первого подмножества назовем измеряемыми вершинами, второго - не измеряемыми. Вершина v_j связана с вершиной v_i дугой $l(v_j, v_i)$, направленной из v_j в v_i , если элемент a_{ij} в матрице A отличен от нуля. Дуга отражает непосредственное влияние одной переменной на другую.

При отклонении dx_i значений переменной x_i от стационарного состояния $x_i(0)$ на величину, большую заданного значения h , появляется сигнал ошибки и при этом инициируется решение задачи диагностирования. Сопоставим каждой вершине v_i значение Zv_i из множества $\{0, 1, -1\}$ по правилу:

$$Zv_i = \begin{cases} +1, dx_i > h \\ -1, dx_i < -h \\ 0, h \geq dx_i \geq -h. \end{cases}$$

$$\text{Для дуг имеем: } Zl(v_j, v_i) = \begin{cases} +1, a_{ij} \geq 0 \\ -1, a_{ij} < 0. \end{cases}$$

Определенный таким образом граф в соответствии с терминологией, принятой в [1], назовем знаковым направленным (ориентированным) графом (ЗНГ). При положительном значении дуги любое появляющееся значение начальной вершины переходит без изменения (распространяется) в значение конечной вершины дуги, при отрицательном значении дуги происходит распространение значения начальной вершины с изменением знака значения конечной вершины этой дуги. В дальнейшем, для краткости, при распространении значения начальной вершины через дугу к конечной вершине употребляется выражение "распространение знака вершины". Дугу ЗНГ будем называть согласованной, если произведение знаков ее начальной и конечной вершин совпадает с ее собственным знаком. Путь, включающий только согласованные дуги, будем называть согласованным путем.

С «физической» точки зрения согласованный путь в измеряемую вершину означает, что в этом пути содержатся только те вершины, знаки в которых не противоречат знаку этой измеряемой вершины.

Для решения задачи диагностирования сетей теплоснабжения используются методы анализа структурных связей упрощенной модели объекта, описанной в виде ориентированного графа [2].

Задачу поиска множественных отказов на графе сформулируем как задачу нахождения минимального по мощности подмножества вершин V_c (кандидатов на отказ), из которых существуют согласованные пути в каждую измеряемую вершину множества V_m .

Описание сетевой модели системы теплоснабжения

Сеть теплоснабжения изображена на рис. 1. Система теплоснабжения содержит источник тепловой энергии (с насосом сетевой воды, байпасной линией, баком воды подпитки), магистральную и разводящую сети. В состав сетей входят тепловые камеры, участки трубопроводов между ними, центральные тепловые пункты (ЦТП). От ЦТП к строениям энергию подводит разводящая сеть.

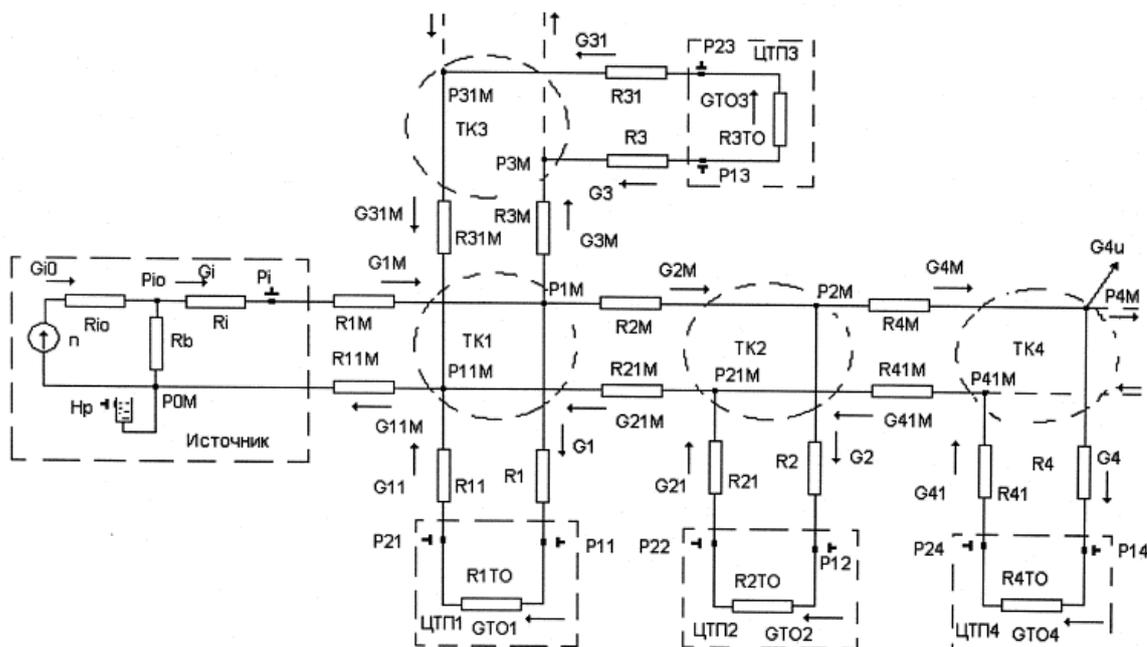


Рис. 1 Сеть теплоснабжения

Насос сетевой воды в источнике обеспечивает циркуляцию «прямой» и «обратной» сетевой воды. Регулятор давления воды на выходе источника поддерживает это давление постоянным. В изображенной системе не показана вода, поступающая из ЦТП на отопление строений («местная» вода), которая гидравлически развязана с сетевой водой в теплообменниках. В гидравлические сопротивления ЦТП по сетевой воде R_{TO1}, \dots, R_{TO4} включены сопротивления теплообменников систем отопления и горячего водоснабжения. Тепловые камеры ТК магистральной сети выделены пунктирными окружностями. Через них проходит «прямая» вода с давлениями P_{1M}, \dots, P_{4M} и «обратная» вода с давлениями P_{11M}, \dots, P_{41M} . Между камерами расположены участки сети с

сопротивлениями по «прямой» воде $R1M, \dots, R4M$ и по «обратной» воде $R11M, \dots, R41M$. ЦТП связаны с камерами участками ввода с сопротивлениями $R1, \dots, R4$ и $R11, \dots, R41$. Датчики давления в такой сети обычно устанавливаются на входе теплоносителя $P11, \dots, P14$ и выходе $P21, \dots, P24$ из ЦТП, выходе из источника Pi . Также имеются датчик уровня воды в баке подпитки Hp и частоты вращения вала насоса n .

Изменение режимных параметров в нормальном режиме работы вызывается изменением температуры наружного воздуха и переменной суточной нагрузкой горячего водоснабжения. Задача систем регулирования в источнике заключается в поддержании заданных температур сетевой воды путем изменения тепловой мощности котельных агрегатов и давлений сетевой воды вариацией расхода через байпас, частоты вращения вала насоса или другим способом. Задача систем регулирования в ЦТП заключается в поддержании заданных температур «местной» воды системы отопления и горячего водоснабжения за счет изменения расхода сетевой воды через ЦТП.

Для учета влияния изменений гидравлического сопротивления R (рис 2) на переменные (перепад давлений DP , давления $P1, P2$, расход G) используется схема замещения, которая приводится на рис. 3.

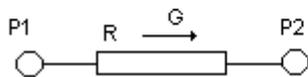


Рис.2

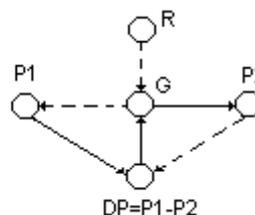


Рис.3

Знаковый оргграф гидравлической сети теплоснабжения представлен на рис.4.

На рис. 4 участок между камерами заменен схемой замещения рис. 3.

Чтобы не «загромождать» рисунок, магистраль с камерой ТКЗ не изображена. Дуга, изображенная сплошной линией, означает передачу знака

Рассмотрим поиск повреждения - течь «прямой» воды 8.5 кг/сек из магистрали в камере ТК4 с использованием алгоритмов, разработанных автором [3]. Результаты моделирования этого процесса в виде численных значений приращений давлений и перепадов давлений показаны на рис.4. Течи в сети моделируются изменением сопротивления утечки.

При появлении течи ($G4U > 0$) в сети распространяется возмущение давления, происходит падение давления и изменение его перепадов как это показано на рис. 4. Одновременно начинает уменьшаться уровень воды H_p в баке подпитки. Перепады меняются в разных элементах сети различным образом, вызывая появление соответствующих знаков отклонения. Из измеряемых вершин для анализа используем те, изменение давления в которых больше порога чувствительности прибора измерения. За этот порог принимаем величину ± 0.1 атм. По результатам моделирования вершины, в которых этот порог чувствительности превышен, на рис.4 частично закрашены. Задачей диагностической системы при данном повреждении является нахождение места разрыва (вершины $G4U$) путем анализа согласованных путей, ведущих из частично закрашенных вершин.

Для получения согласованных путей определяются не измеряемые вершины - развилки, в которых возможны альтернативные знаки. Это девять вершин $P1M, P2M, G1M, G2M, G4M, G1, G2, G4, GTO4$. Возможны 2^9 комбинаций знаков в этих вершинах. Специальный алгоритм [2] управляет выбором знаков в перечисленных вершинах, регулируя тем самым длину согласованных путей. Следующая комбинация знаков в «не измеряемых» вершинах $P1M < 0, G2M > 0, P2M < 0, G4M > 0, G1 < 0, G2 < 0, G4 < 0, GTO4 < 0$ приводит к минимальной кратности повреждений. Для этой комбинации знаков приведем согласованные пути в одну из измеряемых вершин, например, в вершину $P11$: $\{P11, -GTO1, DPTO1\}, \{P11, -GTO1, -RTO1\}, \{P11, G1, DP11, P1M, G1M, DP1M\}, \{P11, G1, -R1\}, \{P11, G1, DP11, P1M, -G2M, DP2M, -P2M, -G2, DP12, -P12, -GTO2, DPTO2\}, \{P11, G1, DP11, P1M, -G2M, DP2M, -P2M, -G2, DP12, -P12, -GTO2, -RTO2\}, \{P11, G1, DP11, P1M, -G2M, DP2M, -P2M, -G2, -R2\},$

$\{P11, G1, DP11, P1M, -G2M, DP2M, -P2M, -G4M, DP4M, -P4M, -G4U\}$, $\{P11, G1, DP11, P1M, -G2M, DP2M, -P2M, -G4M, DP4M, -P4M, -G4, DP14, -P14, -GTO4, DPTO4, -P24\}$, $\{P11, G1, DP11, P1M, -G2M, DP2M, -P2M, -G4M, DP4M, -P4M, -G4, -R4\}$, $\{P11, G1, DP11, P1M, -G2M, DP2M, -P2M, -G4M, DP4M, -P4M, -G4, DP14, -P14, -GTO4, RTO4\}$.

Аналогично вычисляются пути для остальных измеряемых вершин.

Среда вершины $P11$ образуется объединением вершин перечисленных путей и имеет вид: $\{P11, G1, DP11, GTO1, RTO1, DPTO1, P1M, G1M, DP1M, G2M, DP2M, P2M, G4M, DP4M, P4M, G4, DP14, P14, GTO4, DPTO4, G2, DP12, P12, GTO2, DPTO2, RTO2, R2, G4, R4, DP14, P14, GTO4, RTO4, GU4\}$.

В результате поиска минимального множества вершин, находящихся одновременно во всех средах, выявляются кандидаты на повреждение. При выбранных знаках - это одиночное повреждение в вершине $G4U$. $V_c = [G4U]$. Программа выдает знак отклонения в этой вершине: $G4U > 0$. Этот знак можно интерпретировать как аварию, вызванную течью «прямой» воды в камере ТК4.

Знаки в закрашенных вершинах можно объяснить "наблюдением" по согласованным путям (они выделены жирными линиями на рис. 4), ведущим из вершины $G4U$ в эти вершины при появлении в ней возмущения положительного знака.

При уменьшении размера течи часть измеряемых вершин может получить нулевое значение. Например, такой является близкая к порогу чувствительности вершина $DP2M$. В этом случае результатом расчета будут двойные повреждения в сети: прежнее $G4U$, объясняющее знаки отклонений во всех вершинах, кроме $DP1M, P11, DPTO1$ в сочетании с: сопротивлением $R1M$ (при его увеличении) и с сопротивлением $R2M$ (при его уменьшении). Изменение этих сопротивлений объясняет знаки отклонений в указанных 3-х вершинах. Множества кандидатов на повреждение следующие $V_c = [G4U, R1M], [G4U, -R2M]$.

Принятие окончательного решения о месте повреждения в этом случае лежит на диспетчере, который оценивает динамику процесса и вероятности выхода из строя элементов системы.

Особенностью гидравлической сети является взаимосвязь давлений и расходов во всех ее элементах. Это приводит к необходимости расчета большого числа остовов для каждой измеряемой вершины, выбираемой в качестве корневой. На практике к программам, формирующим остовы, не применяются жесткие требования к времени вычислений, так как они являются подготовительными. Полученная на этом этапе информация в дальнейшем не изменяется и может использоваться для диагностирования по фактическим измерениям датчиков.

Разработка диагностической системы для конкретного приложения заключается в выполнении трех операций:

- описание графа объекта в виде задания связей «дуга - инцидентные вершины»;
- перечисление датчиков в виде массива;
- задание установок на отклонения показаний датчиков от установившихся значений.

2. Локализация аварии, реконфигурация сети

Сети энерго-, водо-, газоснабжения, обеспечивающие потребителей соответствующими видами ресурсов, имеют многократное резервирование маршрутов доставки энергии и ресурса. Текущая конфигурация сети определяется состоянием коммутирующих устройств (открыто/закрыто).

Для восстановления энергоснабжения после аварии требуется локализовать аварию и найти резервные маршруты снабжения потребителей.

Особенностями сетей теплоснабжения является обеспечение одного потребителя от одного источника (для потребителя это отношение один к одному) и обеспечение от одного источника нескольких потребителей (отношение один ко многим) [4]. Такими же свойствами обладают распределительные электросети [5] - та значительная часть электросетей (от

110 - 220 кВ до 0.4 кВ), которая получает энергию от центров питания. Центры питания по отношению к распределительным сетям выполняют роль источников энергии. Роль ЦТП в распределительных электросетях выполняют трансформаторные подстанции.

Магистральные и разводящие сети гидравлически развязаны и обмениваются тепловой энергией через ЦТП. Для магистральной сети ЦТП можно считать потребителем энергии. Участки тепловой сети, подводящие теплоноситель к ЦТП («прямая» сеть) и отводящей от них («обратная» сеть) симметричны. По этой причине анализ и решение задачи приводится для «прямой» сети.

Постановка задачи

Задачи реконфигурации сетей энерго-, водо-, газоснабжения удобно решать на графе, множество вершин которого V описывается четверкой $\langle S, P, C, U \rangle$, где S, P, C, U , соответственно, множество вершин генерации ресурса (источники), потребления, коммутации движения ресурса, и перераспределения ресурса (ветвления путей): $V = S \cup P \cup C \cup U$.

Сеть передает ресурсы от вершин множества S к вершинам множества P . Маршруты передачи определяются состоянием вершин коммутации:

$$C = C^+ \cup C^-,$$

где C^+ - подмножество вершин-коммутаторов в состоянии «открыто», C^- - подмножество вершин-коммутаторов в состоянии «закрыто».

В дальнейшем изложении будем рассматривать графы, обладающие следующими свойствами:

- 1) вершина множества C имеет один вход и один выход;
- 2) в графе соблюдается требование достижимости каждой вершины множества P из единственной вершины множества S ;
- 3) в графе параллельные ветви, не содержащие вершин множества C , можно свести к одной эквивалентной ветви;

4) в графе с двумя параллельными ветвями, каждая из которых содержит вершину множества C , одна из вершин должна быть в состоянии C^- . Это свойство обеспечивает резервирование каждой ветви.

Кроме этого, будем считать, что местом появления аварийного события является множество вершин V . Если событие случается на дуге графа (участке сети), то место его появления локализуется изменением состояния вершин множества C . Поэтому для поиска вариантов реконфигурации достаточно рассматривать задачу на подмножестве, не включающего вершины локализации.

Ограничение 1) на число входов и выходов у вершин множества C обычно выполняется в тепловых сетях, в которых коммутации подлежат потоки между парами вершин из множества S, P, U .

С учетом введенных обозначений постановка задачи определяется следующим образом.

Для связного графа сети, описываемого множеством вершин $\langle S, P, C, U \rangle$, при переходе одной или нескольких вершин множества C, U в запрещенное состояние v_a , нарушающее достижимость вершин P из S , необходимо найти минимальное количество переключений (переходов вершин из множества C^+ в множество C^- и наоборот), обеспечивающее достижимость максимального множества вершин P из S при выполнении свойств 1-4 графа сети.

Достижимость вершины множества P из вершины множества S здесь понимается как существование пути между ними, не содержащего вершин множества C^- .

Схема решения содержит следующие шаги:

- изоляция запрещенных вершин v_a (локализации аварии);
- определение всех вершин P , достигаемых из вершин S после изоляции запрещенных вершин v_a ;

- определение минимального множества вершин из C^- , переходящих в C^+ ;
- определение комбинаций вершин, переходящих из C^+ в C^- ;
- выбор варианта с минимальным количеством переключений (переходов вершин из C^+ в C^- и наоборот).

Построение предельных графов реконфигурации

Введем ряд определений.

Определение. Каждая из вершин V может находиться в одном из двух состояний: разрешенном и запрещенном. Переход вершины в запрещенное состояние v_a вызывается аварией.

Определение. Граф сети, соответствующий состояниям вершин-коммутаторов до появления запрещенной вершины, будем называть исходным графом \mathfrak{Z} .

Определение. Граф сети, в котором все вершины-коммутаторы находятся в состоянии «открыто», будем называть условным графом \mathfrak{Z}^+ .

Для условного графа $C = C^+$, $C^- = 0$.

Определение. Запрещенным подграфом условного графа \mathfrak{Z}^+ назовем подграф \mathfrak{Z}_a^+ , содержащий запрещенную вершину v_a и ближайшие к ней вершины множества C^+ , находящиеся на путях, ведущих из вершин множества S и вершин множества P к запрещенной вершине v_a .

Определение. Разрешенным подграфом условного графа \mathfrak{Z}^+ назовем подграф \mathfrak{Z}_r^+ , не содержащий подграф \mathfrak{Z}_a^+ .

Таким образом, $\mathfrak{Z}^+ = \mathfrak{Z}_r^+ \cup \mathfrak{Z}_a^+$.

Определение. Разрешенным подграфом исходного графа \mathfrak{Z} назовем подграф \mathfrak{Z}_r , не содержащий вершин запрещенного подграфа \mathfrak{Z}_a^+ . Таким образом, подграфы \mathfrak{Z}_r и \mathfrak{Z}_r^+ различаются только состоянием вершин множества C .

Определение. Вершину множества P назовем восстанавливаемой, если в разрешенном подграфе \mathfrak{Z}_r^+ к этой вершине существует хотя бы один путь из

вершин множества S . Множество восстанавливаемых вершин подграфа \mathfrak{Z}_r^+ обозначим как P_r , где $P_r \subseteq P$. Все восстанавливаемые вершины соответствуют центральным тепловым пунктам (ЦТП), которые могут быть доступны для теплоснабжения после локализации аварии.

Определение. Графом реконфигурации назовем любой из подграфов \mathfrak{Z}_{rj}^+ , $j > 0$, подграфа \mathfrak{Z}_r^+ , в котором множество P совпадает с множеством восстанавливаемых вершин P_r графа \mathfrak{Z}_r^+ и содержащий только те вершины из C, U , которые лежат на путях из S к P_r .

В силу резервирования рассматриваемого класса сетей для данного множества P_r граф реконфигурации \mathfrak{Z}_{rj}^+ может быть избыточным, т.е. содержать в себе избыточное количество вершин C_j^+ , при удалении которых сохраняется достижимость вершин множества P_r из S .

Определение. Предельным графом $(\tau_{rj}^+)^{\text{lim}}$, $j > 0$, назовем такой граф реконфигурации \mathfrak{Z}_{rj}^+ , в котором при изменении состояния хотя бы одной вершины из множества C_j^+ , найдется вершина множества P_r , у которой связь с вершинами из S будет разорвана; $(\tau_{rj}^+)^{\text{lim}}$ является подграфом \mathfrak{Z}_r^+ , $(\tau_{rj}^+)^{\text{lim}} \subseteq \mathfrak{Z}_r^+$.

Далее будет показано, как с использованием определения предельного графа найти в разрешенном подграфе \mathfrak{Z}_r исходного графа \mathfrak{Z} множество возможных комбинаций вершин C^+ и C^- , и выбрать среди них комбинацию, обеспечивающую минимальное число переходов вершин подграфа \mathfrak{Z}_r из C^+ в C^- и наоборот.

Алгоритм получения множества предельных графов реконфигурации $(\tau_{rj}^+)^{\text{lim}}$, $j > 0$, включает следующие этапы:

Этап 1. Определение множества восстанавливаемых вершин P_r в разрешенном подграфе \mathfrak{Z}_r^+ .

Этот этап реализуется последовательным построением деревьев с корнем в вершинах множества P . Если терминальная вершина дерева относится к множеству S , то корневая вершина входит в множество P_r .

Этап 2. Формирование списков всех возможных путей до каждой вершины множества P_r от вершин множества S . Общее число списков равно числу вершин множества P_r ;

Этап 3. Составление всех возможных комбинаций для вершин множества P_r . Каждая комбинация представляет собой объединение вершин каждого пути из одного списка с вершинами каждого пути из другого списка с исключением повторяющихся вершин. Комбинации содержат все возможные варианты достижимости вершин множества P_r из S . Каждой j -й комбинации соответствует граф реконфигурации \mathfrak{T}_{ij}^+ , в котором множество C_j^+ содержит вершины из выбранной комбинации.

Этап 4. Построение предельных графов реконфигурации.

Выполним последовательное сравнение между собой комбинаций, полученных на этапе 3, и удалим те из них, в которые осуществляется вложение вершин множества C^+ . Так, если для m -й и k -й комбинаций выполняется условие $C_k^+ \subseteq C_m^+$, то удаляется m -я комбинация. Графы, соответствующие оставшимся комбинациям, являются предельными графами $(\tau_{ij}^+)^{\text{lim}}$.

Пример 1.

Для иллюстрации работы алгоритма приведем пример преобразований.

В разрешенном подграфе, представленном на рис.5, $\{p_1, p_2\} \in P$, $\{s_1, s_2\} \in S$, $\{c_1, c_2, c_4, c_5\} \in C^+$, $\{u_3, u_6\} \in U$. Составим для графа рис. 5 полное множество предельных графов.

Этап 1. Вершины p_1 и p_2 достижимы из множества S , поэтому p_1 и p_2 являются восстанавливаемыми, $p_1 \in P_r$, $p_2 \in P_r$.

Этап 2. Список всех путей к вершине p_1 от вершин множества S :

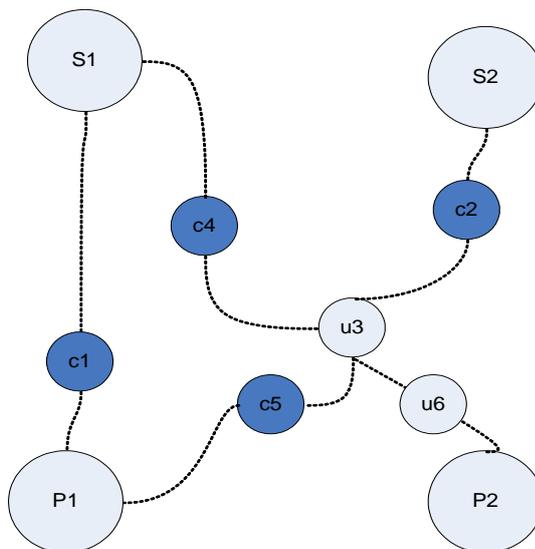


Рис. 5 Разрешенный подграф

1. s_1, c_1, p_1 ;
2. s_1, c_4, u_3, c_5, p_1 ; (3).
3. s_2, c_2, u_3, c_5, p_1 ;

Список всех путей к вершине p_2 от вершин множества S :

1. s_1, c_4, u_3, u_6, p_2 ;
2. s_2, c_2, u_3, u_6, p_2 ; (4).

Этап 3. Комбинации вершин из списков (3) и (4) этапа 2

1. s_1, c_1, c_4, u_3, u_6 ;
2. $s_1, c_1, s_2, c_2, u_3, u_6$;
3. s_1, c_4, u_3, c_5, u_6 ;
4. $s_1, c_4, u_3, c_5, s_2, c_2, u_6$;
5. $s_2, c_2, u_3, c_5, s_1, c_4, u_6$;
6. s_2, c_2, u_3, c_5, u_6

Из этих комбинаций исключены p_1, p_2 , т.к. они входят в каждую комбинацию. Каждой j - комбинации (варианту) соответствует граф реконфигурации \mathfrak{Z}_{ij}^+ .

Этап 4. Упорядочим варианты, расположив комбинации вершин в виде таблицы 1, где «+» обозначает наличие вершины множества C в данной комбинации. Так как сравнение будет происходить только по вершинам множества C , то вершины множеств S и U в нее не включены.

Таблица 1. Комбинации вершин

№ комбинации	c_1	c_2	c_4	c_5
1	+		+	
2	+	+		
3			+	+
4		+	+	+
5		+	+	+
6		+		+

В соответствии с этапом 4 варианты 3 и 6 вложены в варианты 4 и 5, поэтому последние удаляются из таблицы 1. На рисунке ба, бб, бс, бд представлены графы, соответствующие оставшимся вариантам 1, 2, 3, 6.

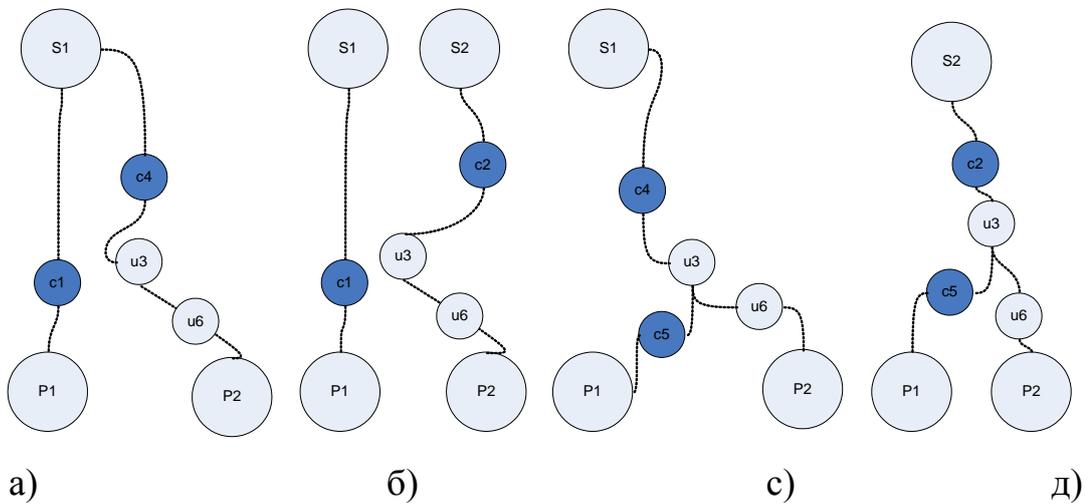


Рис. 6 Предельные графы реконфигурации

Из рис. 6 видно, что каждый из графов рис. ба, бб, бс, бд является предельным. Действительно, переход любой вершины множества C^+ в множество C^- приведет к исключению одной или двух вершин из множества P_r .

В [6] показано, что графы реконфигурации, появляющиеся в результате выполнения последовательности действий 1-4 над графом \mathfrak{Z}_r^+ , являются предельными и указаны критерии существования предельного графа среди множества графов реконфигурации.

Определение комбинаций с минимальным числом переключений для каждого предельного графа

Рассмотрим разрешенный подграф \mathfrak{Z}_r исходного графа, множество вершин которого не содержит вершины запрещенного подграфа (определение запрещенного подграфа дано выше).

Общее количество переключений складывается из вершин множества C^- подграфа \mathfrak{Z}_r исходного графа \mathfrak{Z} , перешедших в множество C^+ (обозначим это множество ΔC^+) и вершин множества C^+ подграфа \mathfrak{Z}_r исходного графа, перешедших в множество C^- .

Перевод всех вершин C этого подграфа в множество C^+ даст разрешенный подграф \mathfrak{Z}_r^+ , в котором может не выполняться ограничение 2) для рассматриваемых графов, т.е. найдется вершина множества P_r , которая может быть достижима из нескольких вершин S .

Перевод всех вершин C этого подграфа в множество C^- будет означать отсутствие связей между множествами S и P , т.е. множество P_r окажется пустым, $P_r = 0$.

Предлагается формировать множество вершин C^+ подграфа \mathfrak{Z}_r таким образом, чтобы оно обязательно включало вершины C^+ предельного графа

реконфигурации $(\tau_{r_j}^+)^{\text{lim}}$. Тем самым всегда будет обеспечена достижимость вершин множества P_r из вершин множества S по путям, соответствующим предельному графу $(\tau_{r_j}^+)^{\text{lim}}$.

Минимальное множество вершин ΔC^+ для каждого $(\tau_{r_j}^+)^{\text{lim}}$ известно: это те вершины $(\tau_{r_j}^+)^{\text{lim}}$, которые находились в подграфе \mathfrak{Z}_r исходного графа в множестве C^- . Обозначим это минимальное множество через ΔC_j^+ . Множество вершин C^- , оставшееся после перехода части вершин в ΔC_j^+ , обозначим через \hat{C}_j^- .

Несколько сложнее обстоит дело с формированием множества вершин C^+ подграфа \mathfrak{Z}_r исходного графа, переходящих в множество C^- . Обозначим это множество ΔC_j^- и наметим подход к минимизации числа вершин в ΔC_j^- . Используем для определения ΔC_j^- введенные выше списки всех возможных путей от вершин множества S до каждой вершины множества P_r . Удалим из этих списков часть путей:

- соответствующих предельным графам $(\tau_{r_j}^+)^{\text{lim}}$, т.к. вершинам C^+ , принадлежащим этим путям, запрещен переход в множество C^- ;
- содержащих вершины множества \hat{C}_j^- , так как их состояние в подграфе \mathfrak{Z}_r нет необходимости изменять.

Для каждого из оставшихся в списках путей составляется перечень входящих в него вершин, которым разрешен переход в множество C^- . Количество перечней соответствует количеству оставшихся путей. В эти перечни, естественно, не входят вершины предельного графа $(\tau_{r_j}^+)^{\text{lim}}$.

Далее строятся все возможные комбинации из вершин перечней, обеспечивающие закрытие оставшихся путей. Обозначим каждую k -ю

комбинацию через ΔC_{jk}^- . Тогда множество всех комбинаций для подграфа \mathfrak{Z}_r , соответствующих предельному графу $(\tau_{rj}^+)^{\lim}$, $\Delta C_j^- = \{\Delta C_{j1}^-, \Delta C_{j2}^-, \dots, \Delta C_{jn}^-\}$, где n - число возможных комбинаций. Среди них выбираются те, в которые входит минимальное число вершин.

Для нахождения комбинаций с минимальным количеством вершин можно воспользоваться последовательным сравнением множества вершин из полученных выше перечней, удаляя те из перечней, в которые осуществляется вложение. В результате определяются искомые комбинации вершин с минимальной мощностью множества ΔC_j^- .

Для получения искомым комбинаций можно также использовать метод ветвей и границ, минимального разреза и т.д.

Пример 2

Пусть в разрешенном подграфе \mathfrak{Z}_r , представленном на рис.5, $c_4, c_5 \in C^-$

Список всех возможных путей к вершине p_1 от вершин множества S в условном графе \mathfrak{Z}_r^+ :

1. s_1, c_1, p_1 ;
2. s_1, c_4, u_3, c_5, p_1 ;
3. s_2, c_2, u_3, c_5, p_1 ;

Список всех путей к вершине p_2 от вершин множества S :

1. s_1, c_4, u_3, u_6, p_2 ;
2. s_2, c_2, u_3, u_6, p_2 .

Случай 1. Для предельного графа $(\tau_{r1}^+)^{\lim} = (s_1, c_1, p_1, c_4, u_3, u_6, p_2)$, представленного на рис.6 а, $c_1, c_4 \in C^+$.

Требуется выполнить одно переключение для перевода c_4 из множества C^- , к которому она принадлежала в подграфе \mathfrak{Z}_r , в C^+ .

Таким образом, $\Delta C_1^+ = \{c_4\}$.

Из списка путей 1- 5 исключаем пути 1- 4 в соответствии с выше изложенными правилами 1 и 2. Остается путь 5 с вершиной $c_2 \in C^+$. Единственный вариант перевода c_2 в множество C^- определяет еще одно переключение. В данном случае для $(\tau_{r1}^+)^{\text{lim}}$ существует единственная комбинация из одной вершины $\Delta C_{11}^- = \{c_2\}$. Она же является минимальной в \mathfrak{Z}_r с подграфом $(\tau_{r1}^+)^{\text{lim}}$.

Таким образом, для $(\tau_{r1}^+)^{\text{lim}}$ существуют два переключения.

Случай 2. Для предельного графа $(\tau_{r3}^+)^{\text{lim}} = (s_1, c_4, u_3, c_5, p_1, u_6, p_2)$, представленного на рис. бс, $c_4, c_5 \in C^+$.

Два переключения требуется для перевода c_4, c_5 из множества C^+ , к которому они принадлежали в подграфе \mathfrak{Z}_r в C^- . $\Delta C_3^+ = \{c_4, c_5\}$.

Исключим пути 2 и 4 в соответствии с выше изложенными правилами 1 и 2. Рассмотрим оставшиеся пути 1, 3, 5 с вершинами $c_1, c_2 \in C^+$. Перевод c_1, c_2 в множество C^- определяет еще два переключения.

В данном случае для $(\tau_{r3}^+)^{\text{lim}}$ существует единственная комбинация из двух вершин $\Delta C_{31}^- = \{c_1, c_2\}$. Она же является минимальной в \mathfrak{Z}_r с подграфом $(\tau_{r3}^+)^{\text{lim}}$.

Таким образом, для $(\tau_{r3}^+)^{\text{lim}}$ существуют четыре переключения.

Можно показать, что для $(\tau_{r4}^+)^{\text{lim}} = (s_2, c_2, u_3, c_5, p_1, u_6, p_2)$ существуют два переключения, а для $(\tau_{r2}^+)^{\text{lim}} = (s_1, c_1, p_1, s_2, c_2, u_3, u_6, p_2)$ переключений производить не следует, т.к. условие $c_4, c_5 \in C^-$ определяет достижимость p_1, p_2 из S по путям $(\tau_{r2}^+)^{\text{lim}}$.

Выбор минимального числа переключений

Определение минимального числа переключений происходит путем сравнения всех минимальных вариантов ΔC_{jk}^- и ΔC_j^+ для каждого предельного графа реконфигурации $(\tau_{ij}^+)^{\text{lim}}$ разрешенного подграфа \mathfrak{Z}_r исходного графа \mathfrak{Z} и выбора среди них варианта с наименьшим числом переключений.

Для примера 2 минимальное число переключений равно 0, что соответствует разрешенному подграфу \mathfrak{Z}_r с предельным подграфом $(\tau_{r2}^+)^{\text{lim}}$.

При управлении по предельному графу реконфигурации всегда можно определить минимальное количество переключений.

Преимуществом предлагаемого подхода является сокращение перебора вариантов реконфигурации сети. В вариантах, соответствующих всем графам с минимальным числом переключений (построенным для одного предельного графа), движение ресурса будет проходить по одним и тем же узлам сети. Поэтому все задачи, связанные с ограничениями на сети, а также часть задач, связанных с поддержкой принятия решения, можно рассматривать на множестве предельных графов, которое значительно меньше множества графов с минимальным числом переключений.

Полное решение задачи выбора лучшего варианта реконфигурации требует учета многих ограничений, присущих на практике сетям энергоснабжения, таких как пропускная способность сетей, запасы мощности связанных источников энергии, сложность выполнения переключений, категория потребителей, возможность использования аккумулированной строениями тепловой энергии и т.д.

Выбор оптимального варианта реконфигурации по критериям запаса мощности источников энергии и число коммутаций

Полная схема выбора оптимального варианта реконфигурации по критериям запас мощности и число коммутаций выглядит следующим образом:

1. получение полного множества графов реконфигурации;

2. удаление из полного множества графов тех, для которых потребитель имеет дефицит мощности;
3. построение для оставшихся графов множества предельных графов реконфигурации
4. построение вариантов с минимальным числом коммутаций;
5. выбор наилучшего варианта.

Рассмотрим решение задачи восстановления теплоснабжения после аварии на примере реального фрагмента теплосети города. Схема теплоснабжения от тепловой станции $S1$ приведена на рис. 7.

Согласно определению граф схемы рис. 7 называется исходным \mathfrak{Z} . В этой схеме существуют два основных источника энергии $S1$ и $S4$ и два резервных соединения от $S2$ и от $S3$. Все потребители (ЦТП), кроме $P8$ питаются от $S1$. Резервные источники соединены с потребителями через коммутирующие устройства, которые закрыты в исходной схеме.

Получение полного множества графов реконфигурации.

Этапы решения опишем на примере аварии в камере $U16$. Локализация аварии заключается в закрытии коммутирующих устройств $C7, C8, C11$, которые отключают эту камеру от теплосети. Вершины $U13, U12, U16, U18, C7, C8$ и $C11$ входят в запрещенный подграф \mathfrak{Z}_a^+ .

Переведем все множество вершин-коммутаторов графа \mathfrak{Z} в состоянии «открыто» (условный граф \mathfrak{Z}^+) и исключим из него вершины запрещенного подграфа \mathfrak{Z}_a^+ .

Получим разрешенный подграф \mathfrak{Z}_r^+ условного графа \mathfrak{Z}^+ . Множество восстанавливаемых вершин подграфа \mathfrak{Z}_r^+ обозначим как P_r . Все восстанавливаемые вершины соответствуют ЦТП, которые доступны для теплоснабжения после локализации аварии. Все вершины множества P , кроме p_6 , являются восстанавливаемыми, т.к. в разрешенном подграфе \mathfrak{Z}_r^+ к ним существуют пути из вершин множества S

$$P_r = (p_1, p_2, p_3, p_4, p_5, p_7, p_8).$$

Множество путей из источников к потребителям:

$S1, U1, U3, U2, P1;$

$S3, C5, U6, C4, U5, C3, U4, C1, U3, U2, P1;$

$S1, U1, U3, C1, U4, C3, U5, C4, U6, P2;$

$S3, C5, U6, P2;$

$S1, U1, U3, C1, U4, C3, U5, C4, U6, P3;$

$S3, C5, U6, P3;$

$S1, U1, U3, C1, U4, C3, U5, U8, U7, P4;$

$S3, C5, U6, C4, U5, U8, U7, P4;$

$S1, U1, U3, C1, U4, C3, U5, U8, U7, P5;$

$S3, C5, U6, C4, U5, U8, U7, P5;$

$S4, C10, U17, U20, U19, C12, C9, P7;$

$S4, C10, U17, U20, P8.$

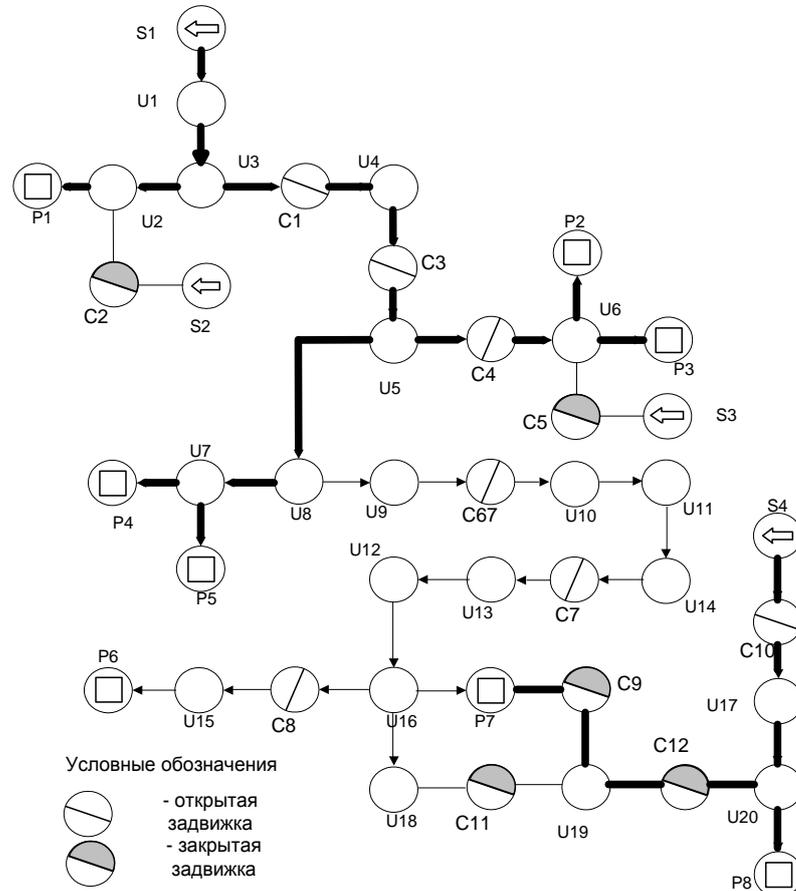


Рис. 7 Схема теплоснабжения

Определение множества предельных графов реконфигурации

Найдем с использованием разработанного программного обеспечения на подграфе \mathfrak{Z}_r^+ все возможные графы реконфигурации \mathfrak{Z}_{ij}^+ , $j > 0$, подграфа \mathfrak{Z}_r^+ и среди них предельные графы $(\tau_{ij}^+)^{\text{lim}}$, $j > 0$, (граф реконфигурации \mathfrak{Z}_{ij}^+ , в котором при изменении состояния хотя бы одной вершины из множества C_j^+ , найдется вершина множества P_r , у которой связь с вершинами из S будет разорвана).

На рис. 8 изображена экранная форма, на которую выведены результаты поиска возможных графов реконфигурации.

Среди 243-х графов имеются 3 предельных графа реконфигурации $(\tau_{ij}^+)^{\text{lim}}$.

Вариант №1.

1. Список открытых коммутаторов: $C10, C12, C4, C5, C9$.
2. Источники питания для потребителей:
 $S1 : P1; S3 : P2, P3, P4, P5; S4 : P7, P8$.

Вариант №2.

1. Список открытых коммутаторов: $C1, C10, C12, C3, C5, C9$.
2. Источники питания для потребителей:
 $S1 : P1, P4, P5; S3 : P2, P3; S4 : P7, P8$.

Вариант №3.

1. Список открытых коммутаторов: $C1, C10, C12, C3, C4, C9$.
2. Источники питания для потребителей:
 $S1 : P1, P2, P3, P4, P5; S4 : P7, P8$.

Выбор предпочтительного варианта. Выполним сортировку вариантов по суммарной взвешенной оценке всех параметров, используя стандартную схему экспертных оценок:

- 1) у всех вариантов нормируются параметры. Обозначим множество нормированных параметров как v_k , где k - номер параметра.
- 2) для каждого параметра задается его значимость, определяя вес параметра λ_k .
- 3) для каждого варианта вычисляется суммарная взвешенная оценка $\sum_k v_k * \lambda_k^i$, по которой и производится сортировка.

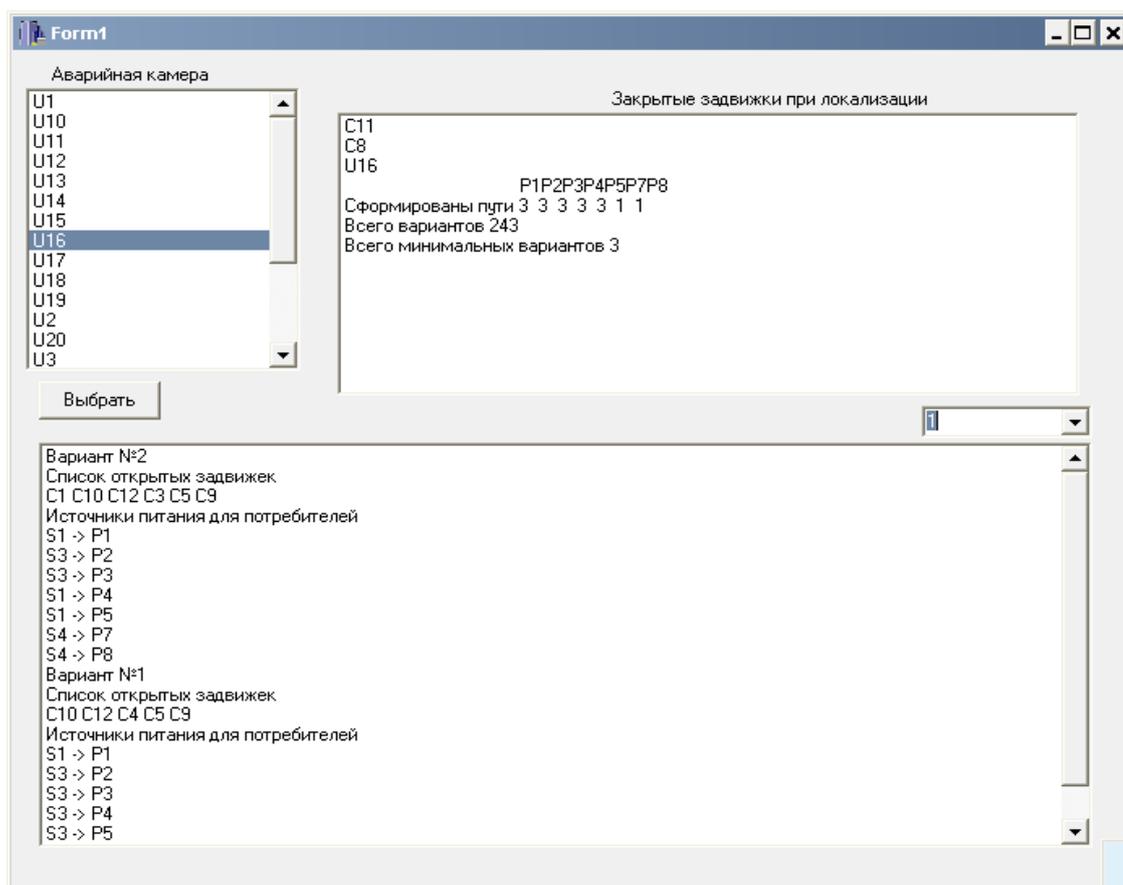


Рис. 8 Экранная форма результатов поиска графов реконфигурации

Покажем на примере работу алгоритма сортировки. Выберем 2 параметра у каждого варианта: запас тепловой энергии и число переключений.

Ранжирование вариантов по запасу мощности

На данном этапе производится оценка проектной мощности источников и суммарной мощности нагрузки всех ЦТП, которая зависит от нагрузки подключенных строений. Учитывая, что каждый ЦТП питается только от одного источника, разность мощности источника и суммы мощностей всех питающихся от него ЦТП будет характеризовать избыток или недостаток тепловой энергии. Обозначим эту разность за ΔL_i , где i - номер источника. Будем учитывать только те ситуации, когда мощности источника недостаточно для питания всех подключенных к нему ЦТП, т.е. где $\Delta L_i < 0$. Тогда величина $L = -\sum_{L_i < 0} \Delta L_i$ будет характеризовать общий дефицит тепловой энергии. Именно этот параметр будет в дальнейшем использоваться как оценка качества теплоснабжения.

Пусть все ЦТП потребляют одинаковую мощность 500 условных единиц. Будем считать, что до аварии источник S1 является основным в этой схеме, а источники S2 - S4 резервными. В табл. 2 приводится мощность источников в условных единицах.

Таблица 2. Мощность источников

Источник	S1	S2	S3	S4
Мощность	5000	1500	1500	1500

Зададим значимость параметра «дефицит тепловой энергии» $\lambda_1 = 7$. Для каждого варианта переключений в табл. 3 приведены общий дефицит тепловой энергии и его нормированные значения.

Таблица 3. Дефицит тепловой энергии

Номер варианта	1	2	3
Дефицит тепловой энергии	500	0	0
Нормированные значения	1	0	0

Ранжирование вариантов по минимальному числу коммутаций

Для этого определим в разрешенном подграфе \mathfrak{Z}_r исходного графа \mathfrak{Z} множество возможных комбинаций вершин C^+ и C^- , и выберем среди них комбинацию, обеспечивающую минимальное число переходов вершин подграфа \mathfrak{Z}_r из C^+ в C^- и наоборот.

Вариант 1.

1. множество вершин - коммутаторов, подлежащих переходу в состояние «открыто»: $\Delta C_1^+ = \{c_5, c_9, c_{12}\}$.

2. минимальное множество вершин - коммутаторов, подлежащих переходу в состояние «закрыто».

В данном варианте $(\tau_{ij}^+)^{\lim}$ существует единственная минимальная комбинация из одной вершины $C1$ или $C3$, $\Delta C_{11}^- = \{c_1\}, \{c_3\}$. Минимальное число переключений в варианте 1 равно 4.

Вариант 2.

1. множество вершин - коммутаторов, подлежащих переходу в состояние «открыто»: $\Delta C_2^+ = \{c_5, c_9, c_{12}\}$.

2. минимальное множество вершин - коммутаторов, подлежащих переходу в состояние «закрыто».

В данном варианте $(\tau_{ij}^+)^{\lim}$ существует единственная минимальная комбинация из одной вершины $\Delta C_{21}^- = \{c_4\}$. Минимальное число переключений в варианте 2 равно 4.

Вариант 3.

1. множество вершин - коммутаторов, подлежащих переходу в состояние «открыто» $\Delta C_3^+ = \{c_9, c_{12}\}$.

2. минимальное множество вершин - коммутаторов, подлежащих переходу в состояние «закрыто».

В данном варианте $(\tau_{ij}^+)^{\lim}$ не существует необходимости в переводе вершин в состояние «закрыто», $\Delta C_3^- = 0$. Минимальное число переключений в варианте 3 равно 2.

На рис. 7 «жирными» линиями показаны пути доставки энергии в варианте 3 с минимальным числом коммутаций.

Зададим значимость параметра «число переключений» $\lambda_2 = 4$. В таблице 4 приведены минимальные количества переключений и их нормированные значения.

Таблица 4. Количество переключений

Номер варианта	1	2	3
Количество переключений	4	4	2
Нормированные значения	0.4	0.4	0.2

Суммарные оценки вариантов решения

Выбор лучшего варианта переключения проводится по суммарной взвешенной оценке всех параметров $\sum_k v_k * \lambda_k^i$.

Суммарные оценки каждого варианта приведены в таблице 5.

Таблица 5. Суммарная оценка

Номер варианта	1	2	3
Суммарная оценка	$1*7+0.4*4=8.6$	$0*7+0.4*4=1.6$	$0*7+0.2*4=0.8$

Таким образом, третий вариант является лучшим по использованным критериям оценки.

3.Схема решения комплекса задач по обнаружению и восстановлению энергоснабжения

Общая схема решения комплекса задач по обнаружению повреждений и восстановлению энергоснабжения представлена на рис.9.

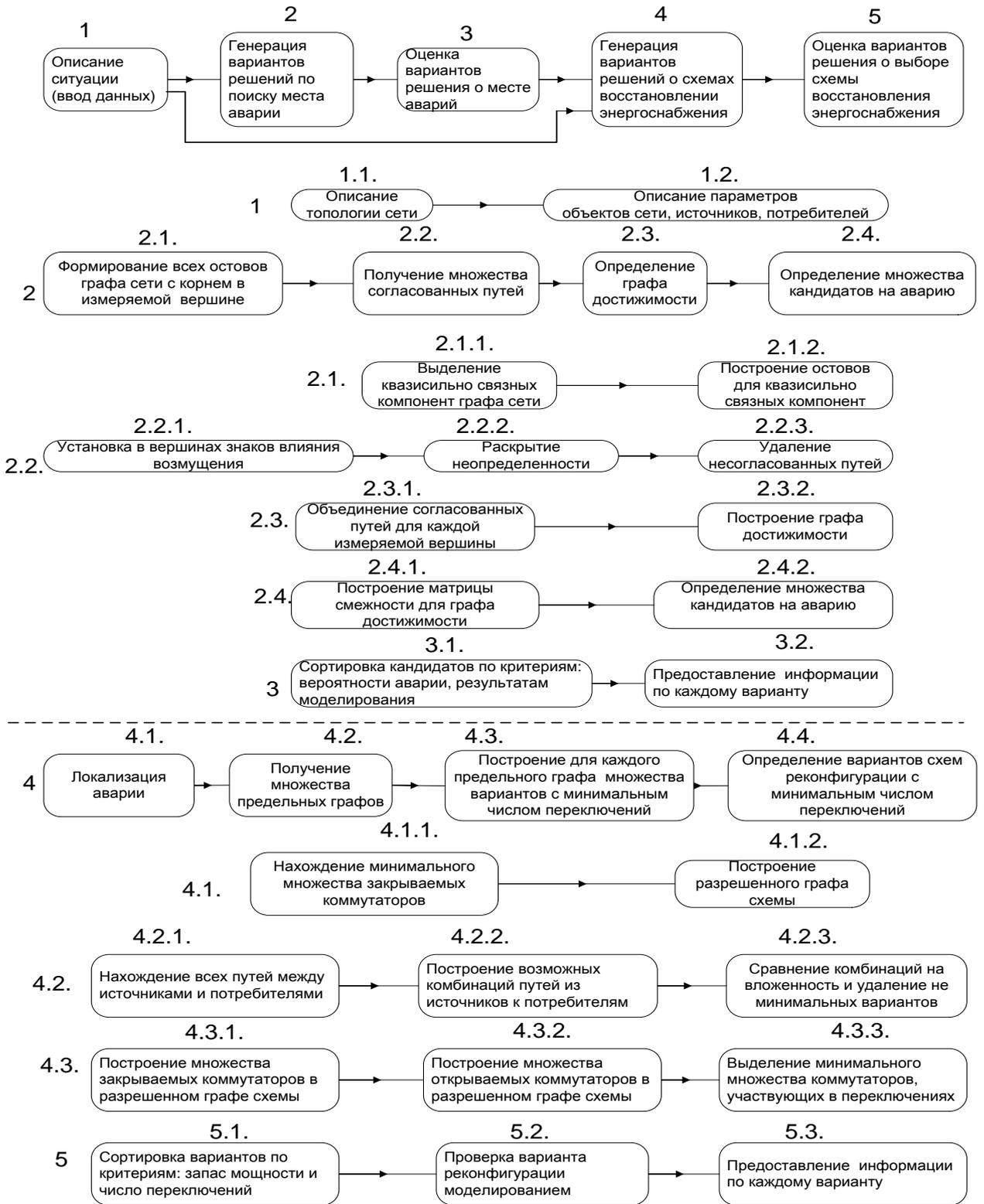


Рис. 9 Схема решения комплекса задач по обнаружению повреждений и восстановлению энергоснабжения

Выводы

1. Предложены сетевые модели и методы решения задач диспетчерского управления теплоснабжением города. Разработанные алгоритмы позволяют автоматизировать процедуры поиска повреждений в сетях, локализации аварий и минимизации числа переключений для восстановления теплоснабжения.

2. Разработанные модели и методы могут быть использованы в оперативном управлении не только теплоснабжением, но и в электро-, водо-, газоснабжении.

Литература

1. Shiozaki J., Matsuyama H., O'Shima E., Iri M. An improved algorithm for diagnosis of system failures in the chemical process // Computers Chemical Engineering. 1985. Vol. 9. No 3. P. 285-293.
2. Г.Г.Гребенюк Метод диагностики непрерывных объектов на графах // Автоматика и Телемеханика. 1995. № 5. С. 137-146.
3. Гребенюк Г.Г. Применение методов теории графов для допускового контроля сетей теплоснабжения // Датчики и системы. 2003. № 11. С. 43-46.
4. Правила технической эксплуатации тепловых энергоустановок. М.: Изд-во НЦ ЭНАС, 2003.
5. Идельчик В.И. Электрические системы и сети. М.: Энергоатомиздат, 1989.
6. Гребенюк Г.Г., Крыгин А.А. Алгоритмы оптимизации числа переключений при реконфигурации сетей теплоснабжения // Автоматика и Телемеханика. 2007. №12. С. 101-112.

Авторы: Гребенюк Георгий Григорьевич, вед. н. сотр. лаб.49

Крыгин Андрей Александрович, н. сотр. лаб.49

e-mail: grebenuk@lab49.ru, сл.т. 334-87-39, вн.т. 1-509