

МИНИСТЕРСТВО ЭНЕРГЕТИКИ И ЭЛЕКТРИФИКАЦИИ СССР

ВСЕСОЮЗНЫЙ НАУЧНО-ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ ИНСТИТУТ  
ЭЛЕКТРОЭНЕРГЕТИКИ

*№ 3944 а - 76 Ден*

УДК 518.92

ШТИЛЬМАН Б.М.

ДЕРЕВО ПЕРЕБОРА В ЗОНЕ ИГРЫ

Москва - 1976

При создании шахматных программ одним из важнейших вопросов является вопрос о критериях обрыва и оценки вариантов перебора. Как правило, в существующих программах все варианты перебора обрываются на фиксированной глубине, если они заканчиваются спокойной позицией (не содержащей взятий, шахов и ответов на шахи); иначе они продолжаются до возникновения спокойной позиции. Заключительные позиции вариантов оцениваются с помощью линейной функции, учитывающей соотношение материала на всей доске и многочисленные позиционные факторы. Такой подход к формированию дерева не позволяет в результате минимакса выбрать хороший ход в исходной позиции. Данная методика обрыва вариантов и их оценки не подтверждается и практикой шахматных мастеров.

Покажем, как в случае алгоритмизации шахматной игры по И.Ботвиннику решается этот вопрос при переборе в математическом отображении шахматной игры (МО). Эта модель игры описана в / 1 /. Элементом МО является зона игры. Вопросы формирования зоны в процессе перебора ходов рассмотрены в / 2 /. Здесь мы определим "цель игры" в зоне и покажем значение этой конкретной цели <sup>для</sup> обрыва вариантов перебора.

Критерии обрыва вариантов перебора. Целью игры в зоне является взятие  $\alpha$ -фигуры, т.е. фигуры, которая атакована комлевой фигурой по комлевой траектории. Стоимость  $\alpha$ -фигуры и есть тот выигрыш, к которому стремится сторона (+) в процессе игры в зоне. Сторона (-) противодействует этому. Ее цель игры - по возможности не проиг-

рять ничего или, по крайней мере, меньше стоимости  $\alpha_k$ -фигуры. В соответствии с этим критерий обрыва варианта есть, в сущности, критерий надежды для каждой из сторон (+) и (-) достичь при продолжении варианта своей цели игры. Итак, вариант игры в зоне обрывается, если выполнено одно из условий:

1.  $\alpha_0$ -фигура уничтожена или заблокирована так, что снятие блокады невозможно.
2.  $\alpha_k$ -фигура уничтожена или отступила с  $\alpha_k$ -поля.
3. Потеряно материала ( $\Delta m$ ) больше, чем можно выиграть с точки зрения стороны (+) или защитить с точки зрения стороны (-), т.е. если

$$|\Delta m| \geq m_k, \text{ где } m_k - \text{стоимость } \alpha_k\text{-фигуры.}$$

4. Рассмотрим теперь сложную зону, состоящую из нескольких простых зон. В сложной зоне несколько  $\alpha_0$  и  $\alpha_k$ -фигур, причем они могут быть разного цвета. Чтобы сформулировать критерий обрыва варианта в сложной зоне, надо вычислить суммы стоимостей белых и черных  $\alpha_k$ -фигур, входящих в сложную зону:  $\sum m_w$  и  $\sum m_b$ . Критерий надежды здесь имеет вид:

$$|\Delta m| \geq \sum m_w + \sum m_b.$$

Итак, при переборе в сложной зоне в данном варианте перебора игра в каждой из простых зон, входящих в сложную, прекращается, если выполнены условия 1 или 2, и продолжается в остальных простых зонах. Во всей сложной зоне вариант обрывается, если выполнено условие 4.

Таким образом, проверка условий обрыва варианта, а

следовательно, и вычисление величин из условия 4, должны производиться после каждого хода в процессе перебора вариантов в сложной зоне.

Проверка критериев обрыва вариантов. Выполнение условий 1 и 2 обеспечивается процедурами застывания (разморозивания) / 2 /. Если в некоторой простой зоне сложной зоны оказывается выполненным одно из условий 1 или 2, траектории комлевого пучка застывают, поэтому застывают и траектории отрицания, т.е. перебор в этой простой зоне прекращается, продолжаясь в незастывших простых зонах.

Покажем теперь, как вычисляются суммы  $\sum m_w$  и  $\sum m_e$  из условия 4. Рассмотрим некоторую комлевою фигуру, входящую в сложную зону, например, фигуру I (рис. I).

Пусть, кроме того, просматривая информацию о комлевых пучках траекторий, связанную с полем доски, на котором стоит фигура I, мы найдем, что ее нападения на фигуры 3, 4 и 5 не застыли. С помощью процедуры вычисления траекторий / I/ строим траектории этих пучков. Рассмотрим одну из этих траекторий, например I-2-4-5-7. Просматривая по очереди ее  $\alpha$ - и  $\beta$ -поля обнаружим, что на  $\alpha$ -поле 4 стоит фигура 3 стороны (-), причем существует незастывшая траектория нападения на нее фигуры I (I-2-4). Следовательно, при движении фигуры I по комлевой траектории I-2-4-5-7 максимальный выигрыш равен  $m_3 + m_5$ , где  $m_3$  и  $m_5$  - стоимости фигур 3 и 5. Переходя к другим траекториям комлевых пучков

фигуры I, получим, что для траектории I-2-3-5-7 выигрыш равен  $m_5$ , для I-2-4-5-6  $m_3 + m_4$ , для I-2-3-5-6  $m_4$ . Таким образом, наибольший возможный выигрыш в зонах с коневой фигурой I равен  $\max(m_3 + m_5, m_5, m_3 + m_4, m_4)$ . Предположим, что этот максимум достигается на траектории I-2-4-5-7 и равен  $m_3 + m_5$ . В специальном массиве 8x8 наметим поля, на которых стоят фигуры 3 и 5.

Перейдем к следующей коневой фигуре сложной зоны - фигуре 2 (рис. I). Совершая аналогичные операции, получим, что максимальный выигрыш в зонах с коневой фигурой 2 равен  $\max(m_5, m_6)$ . Однако, учитывая, что поле, на котором стоит фигура 5 отмечено в специальном массиве 8x8 и, следовательно, фигура 5 исключается из рассмотрения, находим, что максимум равен просто  $m_6$ . Итак, в рассмотренном примере сложной зоны (рис. I)

$$\sum m_{\ominus} = (m_3 + m_5) + m_6, \quad \sum m_{\oplus} = 0.$$

Текущее значение  $\Delta m$  также вычисляется с каждым ходом в процессе перебора и равно:  $\Delta m = M_g - M_w$ , где  $M_w (M_g)$  - сумма стоимостей всех белых (черных) фигур, снятых с доски в данном варианте перебора, считая от исходной позиции к текущему ходу в варианте.

Если вариант обрывается, то значение  $\Delta m$  в заключительной позиции варианта является оценкой этого варианта  $\Delta m_k$ . Таким образом, обсуждаемая здесь модель характеризуется отсутствием статической оценочной функции.

Отсечение ветвей при минимаксе. По установившейся терминологии построение узкого дерева перебора, т.е. априорное отбрасывание некоторых ходов в каждой позиции (здесь - ходов не по траекториям), называется отсечением при движении вперед. Однако в процессе подъема по варианту при минимаксе в некоторых узлах может возникнуть такая ситуация, что дальнейший спуск из этого узла, т.е. дальнейшее ветвление в нем не изменит результата минимакса. В таком случае ветвление в узле можно прекратить и продолжить подъем по варианту. Тем самым мы отбрасываем некоторые ходы в позиции, соответствующей данному узлу. Такое отсечение ветвей при минимаксе называется отсечением при движении назад.

Покажем, как производится отсечение ветвей при минимаксе в данной модели игры. Предположим, что перебор происходит в сложной двухцветной зоне. Итак, если при минимаксе в некоторый узел поднимается концевая оценка варианта  $\Delta m_k$  столь высокая, что противная сторона ветвь, ведущую к этому узлу, все равно отсекает, то другие ветви от узла считать нечего. В каждом узле мы можем определить два числа - цену цели и цену варианта, сравнение этих цен дает ответ о необходимости формирования или отсечения других ветвей, отходящих от данного узла.

Поскольку наша зона двухцветная, цена цели может быть разной у белых и черных, поэтому и решение о формировании новых ветвей может быть разным в зависимости от того, какая сторона выбирает ход в данном узле. Пусть в

данном узле ход выбирают белые. Введем понятие наилучшего результата: назовем наилучшим результатом для данного узла такое  $\Delta m_k$ , когда одна сторона в текущем оптимальном варианте игры в сложной зоне ничего не выиграла и проиграла все, что могла. Для черных это будет  $\checkmark$  выигрыш всех конечных стоимостей  $\alpha_k$ -фигур, т.е.  $\sum m_g$ .

Итак, когда в белом узле появляется конечная оценка  $\Delta m_k$ :

$$\Delta m_k \geq \sum m_g,$$

другие ветви от белого узла считать нечего, т.к. минимакс все равно приведет к исключению этого узла из оптимального варианта перебора. Аналогично для черного узла условие отсечения имеет вид:

$$-\Delta m_k \geq \sum m_w$$

Проверка условий отсечения не представляет сложности. Для этого после каждого хода "назад" при подъеме по варианту надо воспользоваться процедурой вычисления  $\sum m_w$  и  $\sum m_g$  в сложной зоне, которая уже применялась при проверке критериев обрыва вариантов.

Интересно отметить, что существование такого отсечения ветвей при минимаксе в практике шахматных мастеров и необходимость его реализации в данной модели были выявлены лишь в процессе эксперимента с работающей программой перебора ходов в зоне.

Приоритет ходов в переборе. Выигрыш от использования отсечения ветвей при минимаксе, т.е. значительное сокращение дерева перебора можно получить лишь в том случае, если при спуске по варианту заранее определить,

какую ветвь в данном узле формировать в первую очередь с тем, чтобы после подъема в этот узел решить вопрос об отсечении остальных ветвей. В соответствии с этим установлено следующая очередность рассматриваемых ходов:

I. Предположим, что псевдопереворот / 2 / привел к определению новых траекторий отрицания. Происходит возврат по варианту к некоторому узлу с попутным стиранием ветвей дерева перебора. После этого перебор должен начаться вновь из данного узла с включением в игру новых траекторий.

Примем, что передвижения той фигуры, которая была "атакована" в смысле псевдопереворота, должны быть такими же, как и в предыдущем варианте перебора, том варианте, который уже стал предварительным и стерт в памяти ЭВМ. Поэтому возвратное движение "атакованной" фигуры запоминается в соответствующих ячейках цепных списков, привязанных к  $\alpha$ -полям, которые фигура проходит при возврате по варианту. Таким образом, при переборе (вперед) появляется возможность повторить это движение, т.к. ходы данной фигуры на отмеченные  $\alpha$ -поля рассматриваются в первую очередь.

Этот принцип пока программно не реализован.

2. Взятия соответствуют основной цели игры в данной модели, поэтому они имеют следующий по порядку приоритет. Чем выгоднее взятие, тем отсечение наиболее вероятно, поэтому в первую очередь рассматриваются взятия, при которых разность между стоимостью взятой фигуры и стои-



мостью той фигуры, которая бьет, будет наибольшей.

Для реализации рассмотренного принципа необходимо быстрое распознавание взятий среди прочих ходов по траекториям МО. Отметим, что взятиям всегда соответствуют некоторые траектории зон. Упомянутое распознавание осуществляется с помощью процедуры "хода не по МО", формирующей все ходы данной фигуры по шахматным правилам, а не только ходы по траекториям МО. Основой этой процедуры является операция наложения массива  $8 \times 8$  на соответствующий массив  $15 \times 15$  / I / и определения полей в массиве  $8 \times 8$ , в которых запишется единица.

Покажем, как работает процедура определения выгоднейших взятий. Рассмотрим некоторую фигуру той стороны, которая выбирает ход в данном узле дерева перебора. Пусть она принадлежит зоне, где происходит перебор. С помощью процедуры "хода не по МО" определяем все ее взятия. Выделим одно из них, т.е. пару фигур со стоимостями  $m_1$  и  $m_2$  и координаты этих фигур. Затем выясняем, совершался ли уже этот ход (взятие) раньше в данном узле в процессе перебора (см. ниже). Если совершался переходим к следующему взятию, если нет, то переменным  $X_1$  и  $Y_1$  присваиваем координаты атакующей и взятой фигур соответственно, а переменной  $D$  разность  $m_1 - m_2$ . Переходим к следующему взятию, определяем новые  $m_1$  и  $m_2$ . Если  $m_1 - m_2 > D$ , запоминаем новые значения  $X_1, Y_1$  и  $D$ . Если нет, переходим к следующему взятию. В результате, просмотрев все взятия в зоне, мы найдем наи-

выгоднейшее взятие - ход  $X_1 - Y_1$ .

3. Шахматное время (в полуходах) играет важную роль в обсуждаемой модели игры, поэтому быстрое достижение цели может быть обеспечено передвижением фигуры по наиболее короткой траектории. Ходы по таким траекториям имеют третий по порядку приоритет. При равенстве длин - предпочтение отдается вилочной траектории, т.е. траектории, часть которой является общей для нескольких траекторий. Примером вилочных траекторий служат траектории 1-2-3-5-7 и 1-2-4-5-6 на рис. 1.

На данном этапе работы этот принцип в общем виде программно не реализован, однако запрограммирован некоторый частный случай. Если программа принимает решение о движении фигуры по некоторому пучку траекторий, то в первую очередь движение происходит по кратчайшим (вилочным) траекториям данного пучка (см. ниже).

4. Формировать зону, т.е. строить новые траектории отрицания, выгодно целыми областями, так как, если здесь будет получен ответ о результатах борьбы в зоне, то другие возможные области зоны и не будут сформированы в результате срыва вариантов и отсечения при минимаксе. Таким образом, перебор и МО будут меньше. Итак, четвертый приоритет имеют ходы по таким траекториям, которые в последний момент включены в МО.

Этот принцип можно реализовать, если специальным образом пометить вновь построенные пучки траекторий и после возврата по варианту при псевдопереборе воспользо-

зоваться этими пометками при решении вопроса о том, по каким пучком траекторий двигаться в первую очередь. После того, как найдены новые траектории, пометки на старых должны быть стерты.

По-видимому, рассмотренная система приоритетов требует уточнения. Это будет сделано в ходе дальнейших экспериментов с программой.

Анализ траекторий пучка для включения в перебор.

Как уже отмечалось, если в процессе перебора вариантов программа для некоторой фигуры выбирает пучок траекторий для включения в перебор, то в первую очередь рассматриваются ходы по кратчайшим (вилочным) траекториям этого пучка. Для этого из соответствующей ячейки цепного списка, привязанного к полю, на котором стоит фигура, извлекается информация о данном пучке. Выясняется, не застыла ли этот пучок. Если -- нет, то с помощью процедуры вычисления пучка траекторий / I / все траектории пучка строятся в явном виде на свободной от фигур доске. Теперь каждая из траекторий по очереди переводится на реальную доску, строятся все ее  $\alpha$ - и  $\beta$ -поля, вычисляется ее реальная длина. Здесь же решается вопрос о том, есть ли время для передвижения данной фигуры по этой траектории зоны. Для этого надо лишь сравнить текущее значение параметра  $T_x$  для данного пучка (см. / 2/) с реальной длиной траектории. Если траектория заблокирована своей фигурой, выясняется возможность и необходимость ее деблокады. Если же заблокирован участок траекто-

рии  $[\alpha_0, \alpha_1]$ , то, естественно, эта траектория в перебор не поступает, однако с полем, на котором стоит блокирующая фигура связывается информация о необходимости деблокады.

На рис. 2 изображен массив полей доски  $STEP_1$ , на которые фигура может попасть в один ход. Этот массив изображен в виде разомкнутого кольца - это означает, что некоторые ходы данной фигуры в текущем узле уже делались в процессе перебора вариантов. Вопрос определения таких ходов рассмотрен ниже. Предположим, что мы проанализировали некоторую траекторию пучка и выяснили, что по всем параметрам ее можно включить в перебор. В таком случае отмечаем ее  $\alpha_1$ -поле в массиве  $STEP_1$  (очевидно, оно там содержится). Длину этой траектории  $A$  запоминаем. Предположим, что несколько следующих по порядку траекторий также можно включить в перебор, и они имеют такую же длину. Отмечаем их  $\alpha_1$ -поля в массиве  $STEP_1$ . Это иллюстрируется рис. 2а, б. Так, переходя от одной траектории к другой, мы можем прийти к траектории, длина которой на реальной доске меньше  $A$ . Тогда стираем в массиве  $STEP_1$  все ранее отмеченные  $\alpha_1$ -поля и отмечаем  $\alpha_1$ -поле новой траектории (см. рис. 2, в). Переменной  $A$  присваиваем новое значение длины текущей кратчайшей траектории. Продолжаем этот процесс, причем если очередная траектория имеет длину больше  $A$ , ее  $\alpha_1$ -поле в массиве  $STEP_1$  не отмечается, если - меньше, происходит рассмотренная выше очистка массива

$STEP_1$  и изменение текущего значения  $A$ . В результате, в массиве  $STEP_1$  окажутся отмеченными  $\alpha_1$ -поля кратчайших траекторий пучка, имеющих одинаковую длину. Остается выбрать те из них, которые принадлежат вилочным траекториям.

Анализ траекторий пучка по признаку вилочности. Обратимся к анализу остальных пучков данной фигуры, входящих в зону. Однако, в них мы будем рассматривать лишь те траектории,  $\alpha_1$ -поля которых отмечены уже в массиве  $STEP_1$  после анализа основного пучка, выбранного для включения в перебор. Итак, пусть после анализа основного пучка на отмеченных полях массива  $STEP_1$  записаны единицы. Если некоторая траектория другого пучка данной фигуры имеет  $\alpha_1$ -поле, отмеченное в массиве  $STEP_1$ , то этот элемент массива  $STEP_1$  увеличиваем на единицу. После того, как мы просмотрим все остальные пучки данной фигуры, на полях массива  $STEP_1$  будут записаны различные натуральные числа, каждое из которых показывает количество пучков траекторий данной фигуры, проходящих через данное поле, т.е. степень вилочности этого  $\alpha_1$ -поля основного пучка. Остается просмотреть все элементы массива  $STEP_1$  и найти наибольший. Это номер и будет координатой самого вилочного  $\alpha_1$ -поля кратчайших траекторий основного пучка. Следовательно в переборе будет сделан ход  $\alpha_0 - \alpha_1$ . Эта процедура иллюстрируется рис. 3.

Структура дерева перебора. Информация о дереве пе-

ребора используется на протяжении всего перебора и минимакса. В памяти ЭВМ хранится не все дерево, а лишь ветви, соответствующие текущим оптимальным вариантам. Таким образом, структура дерева должна обеспечивать спуск и подъем по варианту, т.е. восстановление при подъеме в каждом узле соответствующей позиции, пересчет текущего соотношения материала  $\Delta m$ , минимакс оценок вариантов, стирание некоторых ветвей при возврате по варианту при псевдопереборе, ликвидацию неоптимальных вариантов при минимаксе. Всем этим требованиям удовлетворяет структура целного списка. Узлы дерева нумеруются последовательно в порядке их формирования в процессе перебора вариантов. Номер узла задает адрес, по которому записана информация о дереве перебора, связанная с этим узлом (см. рис. 4,а). Номер узла совпадает с номером столбца в двумерном массиве, в котором записана информация об узле. Структура стандартного столбца изображена на рис. 4,б. В нем записаны, в частности, адреса предшествующего "родительского" узла, а также соседнего узла - "сына того же родителя". Данный узел получается из родительского после хода  $X - Y$ . Если ход сопровождается взятием или превращением пешки, информация об этом записывается в соответствующий столбец.

Рассмотренная структура дерева перебора позволяет для каждого узла в любой момент перебора установить, какие ветви, исходящие из данного узла уже построены, т.е. какие ходы в данной позиции уже делались в процессе

перебора. Для этого достаточно, зная номер данного узла, например 3 (см. рис. 4,а) увеличить его на единицу - это даст нам адрес сына. По этому адресу считываем информацию о ходе, приводящем в этот узел ( $X - Y$ ). Записываем этот ход в специальный массив. В том же столбце находим адрес брата - в примере на рис. 4,а он равен 5. Переписываем из соответствующего столбца информацию о ходе в специальный массив и т.д. Таким образом доходим до узла 7, у которого нет брата. В специальном массиве мы получим список ходов, которые уже делались в данной позиции в процессе перебора.

При формировании дерева перебора позиции, соответствующие построенным узлам дерева, не хранятся в памяти ЭВМ. Имеется лишь текущая позиция, соответствующая узлу, который изучается в данный момент. Поэтому при возврате в процессе перебора и минимакса в некоторый узел необходимо восстановить соответствующую ему позицию. Это выполняется процедурой, синхронно с каждым ходом вперед или назад изменяющей текущую позицию при переборе вариантов. Эта же процедура пересчитывает текущее соотношение материала  $\Delta m$ . В процессе работы она использует информацию, привязанную к узлам дерева перебора.

Как уже отмечалось, в процессе работы программы при минимаксе и псевдопереборе необходимы частые перестройки дерева перебора. Они состоят в удалении из дерева уже построенных отдельных ветвей или целых поддеревьев. При-

нитая структура дерева позволяет производить такие перестройки путем перенумерации узлов дерева. Пример перестройки показан на рис. 5. Здесь необходимо удалить поддерево, содержащее узлы 4, 5, 6, 7. В сущности, перестройка дерева состоит в том, что мы переписываем содержимое некоторых столбцов упомянутого выше двумерного массива на новые места.

Итак, в настоящей статье рассмотрены вопросы обрыва вариантов перебора и отсечения ветвей в процессе минимакса, а также приоритета ходов при переборе, возникающие при программировании модели шахматной игры по М.Ботвиннику. Работа эта потребовала оптимального использования ресурсов ЭВМ. Это было достигнуто путем: 1) хранения информации о дереве перебора в виде узлового списка; 2) отказом от хранения информации о позиции фигур в узлах дерева перебора; 3) стирания неоптимальных вариантов, посредством перенумерации узлов дерева перебора; 4) использования модульного принципа при вычислении  $\sum m$  в различных случаях (с помощью одной и той же процедуры); 5) применения специальной процедуры для быстрого определения взятий; 6) поиска кратчайшей траектории за один просмотр пучка траекторий и т.п.

В этой статье, а также в / 2 / рассмотрены все вопросы, связанные с формированием и анализом зоны игры (за исключением отступления фигур). Большая работа по составлению программы продолжается.

Автор пользуется случаем, чтобы поблагодарить М.М.Ботвинника за многочисленные полезные обсуждения и замечания.



Литература

1. М. М. Б о т в и н и к. О кибернетической цели игры.  
М., "Сов. радио", 1975.
2. Б. М. Ш т и л ь м а н. О программе формирования зоны  
игры.

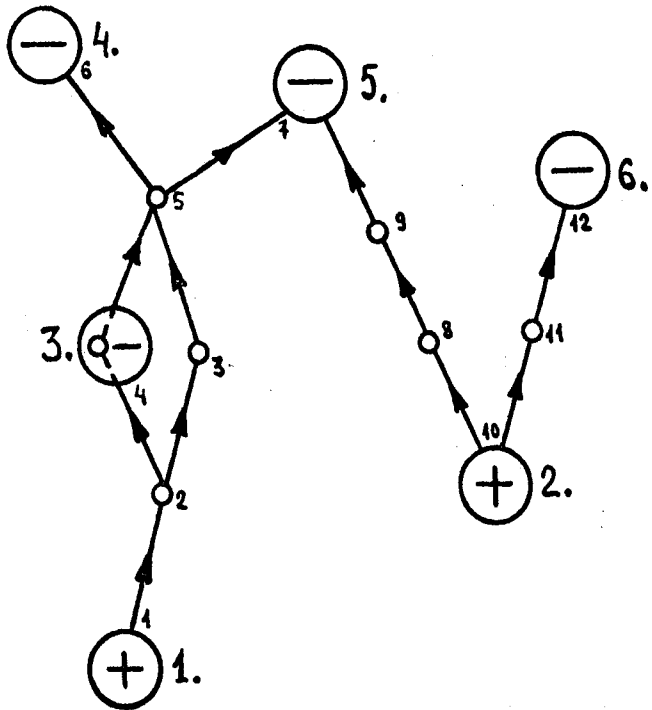
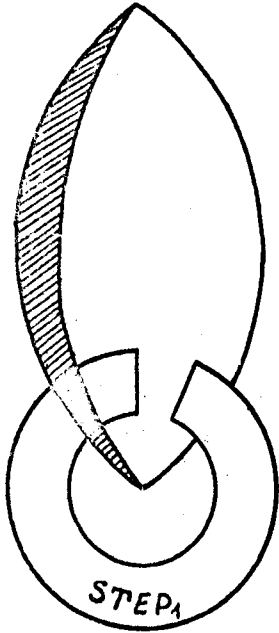
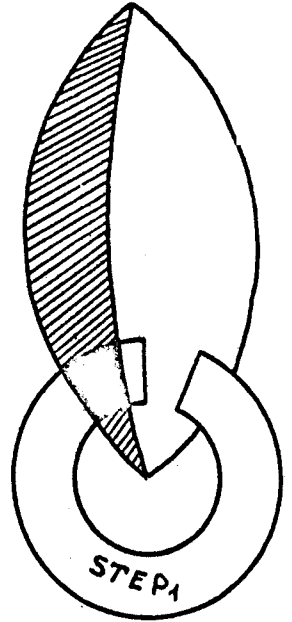


Рис. 1. Комплексные траектории сложной зоны.

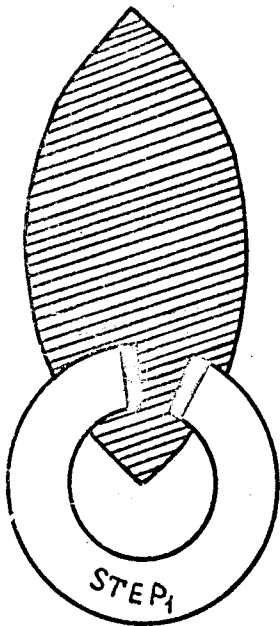


а



б

2



в

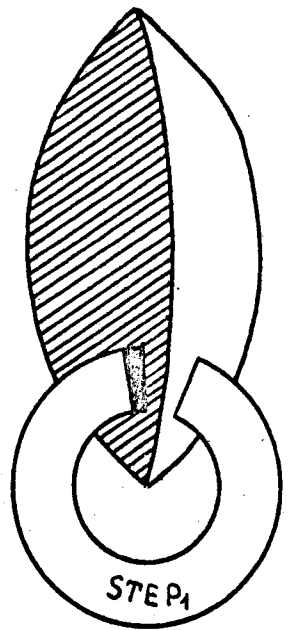


Рис. 2. Анализ траекторий пучка по признаку их длины.

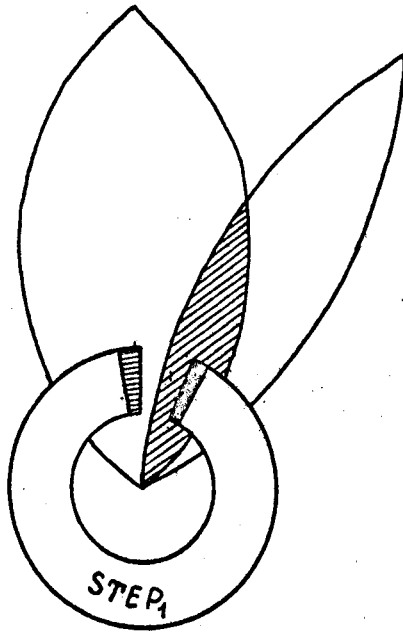
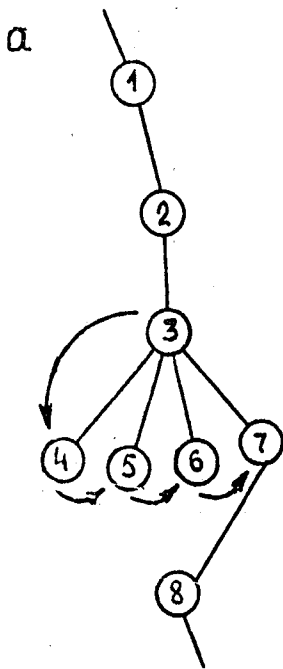


Рис. 3. Анализ траекторий пучка по признаку вилочности.



б

адрес брата
адрес родителя
X
Y
номер взятой фигуры
ПРИЗНАК ПРЕВРАЩЕНИЯ ПЕШКИ И ВЗЯТИЯ НА ПРОХОДЕ
ОЦЕНКА
ПОЗИЦИОННАЯ ОЦЕНКА

Рис. 4. Структура дерева перебора.

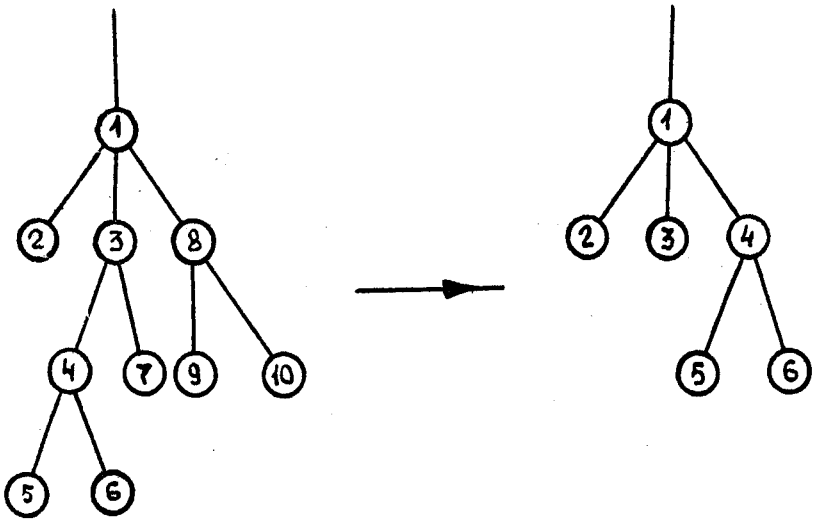


Рис. 5. Перестройка дерева перебора.

Печатается в соответствии с решением редакционного  
совета ВНИИЭлектроэнергетики от 6 мая 1976 года.

7.05.76

Цена 2-30 *он*

Зак. 36314