

Оптимизация схем разбуривания кустовых площадок с использованием методов динамического программирования

А.И. Капустин¹,
А.А. Мокрев¹,
В.П. Шакшин¹

¹ООО «СамараНИПИнефть»

Optimization of well pad drilling using dynamic programming ideas

A.I. Kapustin¹,
A.A. Mokrev¹,
V.P. Shakshin¹
¹SamaraNIPIneft

Адрес для связи: KapustinAI@samnipi.rosneft.ru

E-mail: KapustinAI@samnipi.rosneft.ru

Ключевые слова: схема разбуривания, кустовая площадка, динамическое программирование, оптимизация добычи.

Keywords: well pad drilling, well pad optimization, dynamic programming

Одной из важнейших задач разработки месторождения является определение оптимальной схемы разбуривания, которая характеризуется длиной куста скважин и расстоянием между соседними скважинами. Длина куста варьируется между максимальным значением, когда все скважины расположены через 15 м, и минимальной, когда скважины разбиты на четверки. В случае минимальной длины куста минимальными будут и затраты на отсыпку песка, однако в этом случае продолжение работ и ввод в эксплуатацию уже пробуренной скважины возможны только тогда, когда буровая установка завершит бурение соседней скважины. Таким образом, наиболее оптимальной схемой с точки зрения экономической эффективности может оказаться схема с промежуточными цифрами метража.

Для определения оптимального варианта разбуривания кустовой площадки необходимо наличие программного инструмента, который мог бы позволить автоматизировать поиск оптимальной схемы за счет сдвижки – изменения расстояния между скважинами относительно друг друга.

Входными данными являются: расстояния между скважинами (обычно 6 и 15 м), последовательность их бурения, начальный профиль добычи и дата начала добычи для данного профиля, так же стоимость нефти на момент расчета, ставка дисконтирования и другие данные, необходимые для расчета экономической модели. При подборе вариантов различных расстояний между скважинами появляется возможность сдвижки профиля добычи, при которой исходная дата начала добычи по конкретной скважине может меняться, в результате чего будут меняться показатели экономической эффективности добычи всего куста в целом.

Для куста из 24 скважин с учетом ограничений на число скважин в группе возможно примерно 4 млн вариантов схем разбуривания. Таким образом, на определение оптимальной схемы разбуривания путем полного перебора может уйти значительное время.

В данной работе рассматриваются методы оптимизации подбора наилучшей схемы разбуривания с учетом

Search of optimal well pad drilling is one of the most important problems in field development phase. Well pad is characterized by length and distances between neighbor wells. Length of well pad takes a value from minimal length, when wells are split into fours, to maximal length, when wells are located at a distance of 15 meters from each other. In case of minimal well pad length sand filling cost also takes a minimal possible value, but in this case we can't begin process of production of ready well while neighbor well is in drilling phase. Thus well pad which is optimal in terms of economic efficiency may have intermediate value of length. There is a need in calculation tool to find optimal variants of well pad drilling. This tool should allow automating search of optimal well pad with ability of shift – changing distances between neighbor wells. Input data includes possible distances between wells (6 and 15 meters are usually accepted), sequence of drilling, initial well production profiles and initial dates of executing wells, economic parameters (e.g. oil price, exchange rate, discount rate). Also performing calculations for well pads we need to shift dates of executing wells depending on the grouping choice, so we can shift production profile for every well. It is possible to get about 4 millions well pad drilling variants for 24 wells. So the search of optimal well pad with brute-force algorithm can take a significant amount of time. In this article we consider two methods of optimization of selection optimal well pad maximizing indicator NPV. The first one is brute-force using cache for calculation results with duplicate input data. The second one is method based on ideas of dynamic programming (DP) – recursive technique that allows creating optimal well pad step-by-step by splitting initial well pad into smaller pads which also have the optimality. The result of the well pad calculator described in this article is possible variants with maximal values of indicator NPV. This calculation tool uses combined algorithm consisting of optimized brute-force and algorithm based on two-dimensional dynamic programming.

максимизации чистого дисконтированного дохода (NPV), использующие полный перебор с сохранением кэша для повторяющихся входных данных, а также идеи динамического программирования – рекурсивной методики, позволяющей составить оптимальную схему путем разбиения куста на схемы меньшего размера, также разбуренные оптимальным образом. Результатом работы реализованного калькулятора схем разбуривания являются варианты с максимальным значением NPV. Для решения задачи использовался оптимизированный алгоритм полного перебора, а также алгоритм, основанный на двумерном динамическом программировании.

Введение

Одной из важнейших задач, решаемых при разработке месторождения, является поиск оптимальной схемы разбуривания кустовой площадки, которая характеризуется длиной куста и расстоянием между соседними скважинами.

Для определения оптимального варианта бурения кустовой площадки необходимо наличие программного инструмента, который мог бы автоматизировать поиск оптимальной схемы за счет сдвижки – изменения расстояния между скважинами относительно друг друга.

Для куста из 24 скважин с учетом ограничений на число скважин в группе возможны примерно 4 млн вариантов схем разбуривания. Таким образом, на поиск оптимальной схемы разбуривания путем полного перебора может потребоваться значительное время.

В данной работе рассматриваются методы оптимизации подбора наилучшей схемы разбуривания с учетом максимизации экономического показателя NPV, использующие полный перебор с сохранением кэша для повторяющихся входных данных, а также идеи динамического программирования – рекурсивной методики, позволяющей составить оптимальную схему путем разбиения куста на группы меньшего размера, также разбуренные оптимальным образом.

Результатом работы реализованного калькулятора схем разбуривания являются варианты с максимальным значением показателя экономической NPV. Для решения задачи использовался оптимизированный алгоритм полного

перебора, а также алгоритм, основанный на двумерном динамическом программировании.

Постановка задачи

Под схемой разбуривания подразумевается распределение скважин по группам (рис.1). Обычно принимаются расстояния между группами 15 м между скважинами в каждой группе и 6 м. Длина куста из 24 скважин, который можно разбить на группы с числом скважин до четырех, варьируется от 183 до 345 м.

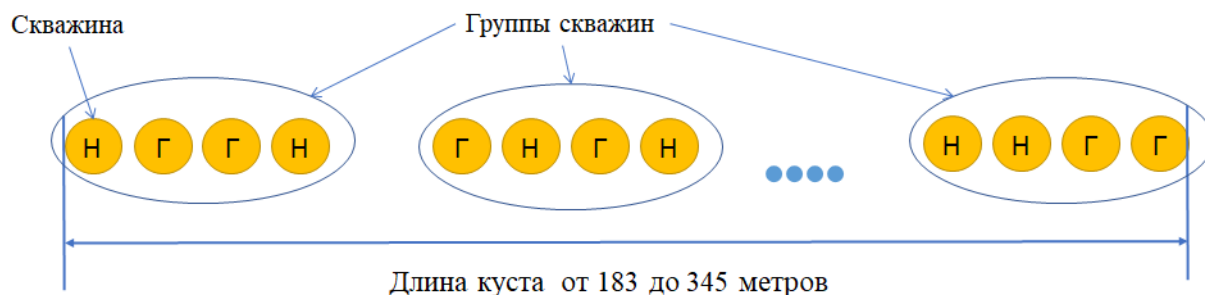


Рис. 1. Пример схемы разбуривания (Н, Г – скважина соответственно наклонно направленная и горизонтальная)

В случае, когда куст разбит на группы по четыре скважины, затраты на отсыпку песка будут минимальными, однако в этом случае продолжение работ и ввод в эксплуатацию уже разбуренной скважины возможны только тогда, когда буровая установка завершит работу по бурению соседней скважины. Таким образом, наиболее оптимальной схемой с точки зрения экономической эффективности может оказаться схема с промежуточными цифрами метража.

Помимо расстояний между скважинами и ограничений на число скважин в группе к исходным данным относятся:

- тип каждой скважины: горизонтальная (ГС) или наклонно – направленная(ННС);
- последовательность бурения скважин;

- исходный профиль добычи;
- время от начала бурения до запуска скважины в зависимости от варианта группировки;
- объемы отсыпки и удельная стоимость (CAPEX);
- нормативы операционных затрат для геолого-технических мероприятий (OPEX);
- алгоритм расчета показателей экономической эффективности - NPV, PVI, DPI.

В зависимости от группировки скважин необходимо корректировать даты запуска скважин и, как следствие, профиль добычи. Время от начала бурения до запуска скважины можно задать как сумму промежутков времени, отводимых на бурение и освоение, для каждой скважины при любом варианте группировки.

В качестве основного показателя экономической эффективности схемы разбуривания примем параметр NPV.

Полный перебор

Простым решением задачи поиска оптимальной схемы является перебор по всевозможным схемам. Для оценки вычислительной сложности алгоритма определим, как зависит количество возможных случаев от числа скважин. Для этого введем последовательность $\{S_n\}$, члены которой будут соответствовать числу схем для куста из n скважин.

В предельном случае, когда отсутствует ограничение на максимальный размер группы, мы имеем n скважин и $n-1$ расстояние между соседними скважинами, которое можно выбрать из двух вариантов – 6 и 15 м. Следовательно, в этом случае число вариантов схем $S_n = 2^{n-1}$.

Помимо ограничения на размер группы, имеется ограничение на число ГС в группе. Обычно оно не превышает двух. Рассмотрим случай, когда все скважины в кусте являются горизонтальными. Если $n > 2$, то все схемы из n

скважин можно разбить на два типа: к первому отнесем те схемы, у которых последняя группа состоит из одной скважины, а ко второму – все остальные, т.е, с последней группой-двойкой. Очевидно, что в первой группе содержится S_{n-1} схем, а во второй S_{n-2} схем. Таким образом, можно записать формулу для расчета числа схем, состоящих только из горизонтальных скважин

$$S_n = S_{n-1} + S_{n-2},$$

что совпадает с законом известной последовательности Фибоначчи, так как число схем для $n=1$ и $n=2$ совпадает с членами последовательности Фибоначчи: $S_1=1$, $S_2=2$. Также известна формула общего члена данной

последовательности, которая при больших значениях n имеет вид: $S_n \approx \frac{\varphi^{n+1}}{\sqrt{5}}$,

где $\varphi = \frac{1+\sqrt{5}}{2} \approx 1,618$ – константа, называемая «золотым сечением».

Используя данный подход, можно записать рекурсивную формулу для числа вариантов в произвольном случае, когда задано ограничение на максимальный размер группы, равный k :

$$S_n = S_{n-1} + S_{n-2} + \dots + S_{n-k}, \quad (1)$$

Вместо решения характеристического уравнения для нахождения общего члена достаточно использовать тот факт, что зависимость числа всевозможных схем от числа скважин заключена между двумя экспоненциальными зависимостями, описанными выше,

$$\frac{\varphi}{\sqrt{5}} \varphi^n \leq S_n \leq \frac{1}{2} 2^n. \quad (2)$$

Поскольку для каждой схемы разбурирования необходимо пересчитать экономику, в частности, сдвиги по профилю добычи для каждой скважины, время расчета экономики для каждой схемы линейно зависит от числа скважин.

Таким образом, вычислительная сложность алгоритма поиска оптимальной схемы разбурирования, основанного на полном переборе, составляет $O(2^n) \cdot O(n) = O(n \cdot 2^n)$.

Время работы алгоритма для разных вариантов приведено в табл.1. Поскольку для 24 скважин в общем случае имеется несколько миллионов схем, и время расчета может составить несколько суток и даже месяцев, алгоритм полного перебора становится неприменимым. Расчет замедляется переносом исходных данных в Excel-файл экономической модели, поэтому есть смысл реализовать расчетную библиотеку, повторяющую расчет экономической модели за более малое время. Также при полном переборе вариантов применимы параллельные вычисления, а также сохранение пересчитанных значений добычи и среднедействующего фонда.

Таблица 1

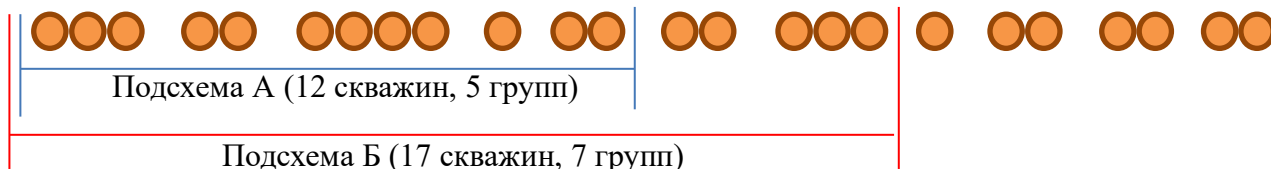
Вариант	Ограничения	Число случаев	Время расчета одного варианта, с	Полное время расчета (оценка), сут
24 ГС	В каждой группе не более двух скважин	75025	3	2,5
24 ННС	В каждой группе не более четырех скважин	3919944		136
24 скважины	Нет	$2^{23} = 8388608$		-

Динамическое программирование

Поскольку число вариантов схем разбурирования можно вычислить по рекурсивной формуле, для решения рассматриваемой задачи подошла идея динамического программирования (dynamic programming – DP), суть которого заключается в решении задачи с такой же формулировкой, но имеющей

меньшие размеры. Для нахождения ответа используются результаты, полученные для меньших размеров, что делает данную методику применимой к рекурсивным задачам.

Предположим, что имеется оптимальная схема и определим, какими свойствами обладают схемы, состоящие из нескольких групп, (необязательно всех), которые идут подряд в этой оптимальной схеме (рис.2). Такие схемы меньшего размера мы будем называть подсхемами. Легко убедиться в том, что в оптимальной схеме любая подсхема является оптимальной среди всех возможных подсхем, которые можно составить из скважин, входящих в данную подсхему, и которые имеют такую же длину, как и данная подсхема – расстояние от самой левой скважины подсхемы до самой правой. Часть данного утверждения, связанного с длиной подсхемы, относится к вложениям, отводящимся на отсыпку. Таким образом исключается влияние подсхемы на всю схему целиком – распределив скважины подсхемы по другому с сохранением длины подсхемы размер капитальных вложений не изменится.



Схемы А и Б являются оптимальными среди всех схем с данными количествами скважин и групп

Рис. 2. Примеры подсхем

Длина куста, как и длина подсхемы, напрямую можно выразить через число скважин n и число групп m , на которое эти скважины разбиты,

$$L = L_{\text{вн.гр.}}(n - 1) + (L_{\text{м.гр.}} - L_{\text{вн.гр.}})(m - 1), \quad (3)$$

где $L_{м.гр.}$, $L_{вн.гр.}$ – расстояния соответственно между группами и между скважинами внутри группы. Поэтому для удобства можно заменить длину схемы на число групп.

Обычно в алгоритмах, основанных на DP, выделяют два основных этапа: базовый и переходный. В качестве базового принимаются оптимальные варианты – в нашем случае подсхемы – определяемые однозначно и считаемые оптимальными при определенных условиях. В процессе переходного этапа мы будем расширять ранее посчитанные оптимальные подсхемы, добавляя к ним по одной группе каждого возможного размера, получая новые подсхемы. Для этого составим квадратную таблицу размером $n \times n$, в которую будем вносить оптимальные подсхемы и рассчитанные для данных подсхем значения NPV. Будем считать, что в каждой строке все записанные схемы будут иметь одинаковое число скважин, столбцы же будут соответствовать числу групп

В качестве примера рассмотрим куст, состоящий из n горизонтальных скважин, который можно разбить на одиночки и двойки. В данном случае к базе отнесем две подсхемы: первая состоит только из первой скважины, если смотреть слева направо, а вторая – из первой и второй скважин, объединенных в одну группу. Далее начинаем ходить по строкам данной таблицы и осуществлять возможные переходы из каждой непустой ячейки таблицы. В рассматриваемом примере из каждой ячейки можно провести не более двух переходов, добавив группу из одной скважины, идущей сразу после подсхемы в кусте либо добавив группу двух следующих скважин. Этапы алгоритма показаны на рис.3.

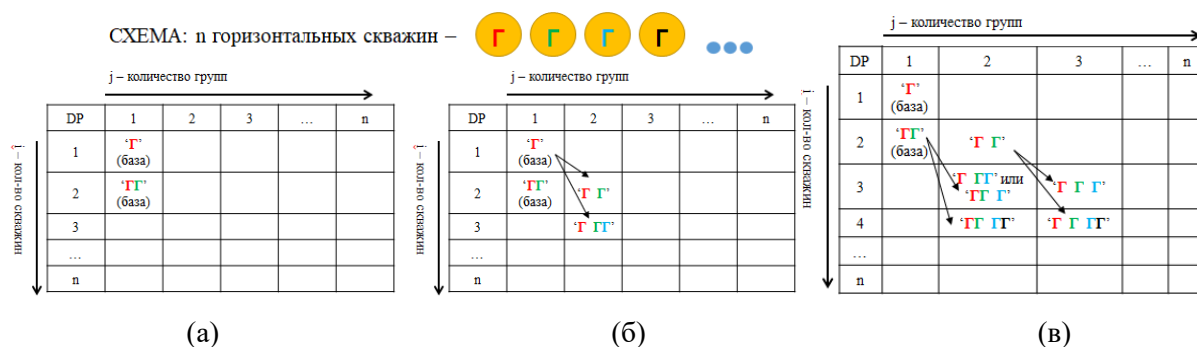


Рис. 3. Базовый (а) и переходный (б, в) этапы алгоритма DP

В процессе перехода будем вносить новые подсхемы как в пустые ячейки, так и в заполненные. Во втором случае сравниваем значение параметра NPV новой подсхемы с NPV ранее записанной схемы, после чего в ячейке сохраняем подсхему с большим значением NPV. В итоге дойдем до последней строки, в ячейках которой будут записаны варианты разбуривания, из них выберем вариант, имеющий наибольшее значение NPV – он и будет оптимальным.

Из описания алгоритма несложно определить его вычислительную сложность: мы посетим не более n^2 ячеек, из которых проведем не более двух переходов (в случае наклонно-направленных скважин – не более четырех). Вместе с линейной зависимостью расчета экономики сложность алгоритма составляет $O(n^2) \cdot O(n) = O(n^3)$.

Данный алгоритм показывает неплохие результаты по времени работы (табл.2). Оптимальную схему из 24 скважин можно рассчитать в 1ч. Также алгоритм слабо зависит от типов скважин – для полного перебора варианта со всеми наклонно-направленными скважинами требуется посчитать примерно в 40 раз больше случаев, чем варианта с 24 горизонтальными скважинами, а здесь соотношение примерно равно 3.

Таблица 2

Вариант	Ограничения	Число рассмотренных случаев	Время расчета одного варианта, с	Полное время расчета, мин
24 ГС	В каждой группе не более двух скважин	300	3	15
24 ННС	В каждой группе не более четырех скважин	784		40

Комбинированный алгоритм

Может оказаться, что оптимальная схема не устроит по длине, а прибыль у лучших схем примерно одинакова. В качестве одного из параметров расчета было добавлено число лучших схем. Алгоритм DP линейно зависит от этого параметра, в то время как на время полного перебора новый параметр никак не влияет. Поэтому при определенных значениях параметра полный перебор может оказаться выгоднее, и перед расчетом необходимо для обоих алгоритмов оценить число операций, которое потребуется для расчета, и запустить тот алгоритм, который в данных условиях является наиболее быстрым (табл 3.).

Таблица 3

Алгоритм	Вычислительная сложность для нахождения лучшей схемы	Вычислительная сложность для нахождения p лучших схем
Полный перебор	$O(n \cdot 2^n)$	$O(n \cdot 2^n)$
Динамическое программирование (DP)	$O(n^3)$	$O(p \cdot n^3)$
Комбинированный	$O(n^3)$ – при $n > 10$	$\text{Min}(n \cdot 2^n, p \cdot n^3)$

Модуль оптимизации схем разбуривания

Для решения задачи нахождения оптимальной схемы разбуривания реализован модуль, позволяющий подключаться к расчету экономической модели и определять схемы, оптимальные с точки зрения экономической эффективности.

На рис.4 изображено окно с параметрами и результатами расчета.

МОДУЛЬ ОПТИМИЗАЦИИ СХЕМ РАЗБУРИВАНИЯ КУСТОВЫХ ПЛОЩАДОК

Исходные данные Расчет

Настройки расчета

Кол-во лучших результатов 10

Максимальное количество горизонтальных скважин в группе 2

Максимальный размер группы 4

Расчет оптимальным алгоритмом ☒

Сохранить расчет ЭМ для оптимальной схемы ☒

Настройки экономики

Год начала 2020

Год окончания 2039

Название месторождения

Способ расчета экономики ЭМ-2016 v2.20

Параметры отсыпки

Расстояние до правого края куста, м 0

Расстояние между группами, м 15

Расстояние между скважинами в группе, м 6

Расстояние от левого края куста, м 0

Тип поверхности Болото

СХЕМА	ДЛИНА КУСТА, М	NPV, МЛН.РУБ	PVI, МЛН.РУБ	PI
Г Н Н Г Н Н Г Г Н Н Г Н Г Н Г Н Г Н	273	2210.11	255.53	9.65
Г Н Н Г Н Н Г Г Н Н Г Н Г Н Г Н Г Н	282	2209.88	259.63	9.51
Г Н Н Г Н Н Г Г Н Н Г Н Г Н Г Н Г Н	282	2209.82	259.63	9.51
Г Н Н Г Н Н Г Г Н Н Г Н Г Н Г Н Г Н	264	2209.8	251.43	9.79
Г Н Н Г Н Н Г Г Н Н Г Н Г Н Г Н Г Н	273	2209.71	255.53	9.65
Г Н Н Г Н Н Г Г Н Н Г Н Г Н Г Н Г Н	291	2209.59	263.72	9.38
Г Н Н Г Н Н Г Г Н Н Г Н Г Н Г Н Г Н	273	2209.57	255.53	9.65
Г Н Н Г Н Н Г Г Н Н Г Н Г Н Г Н Г Н	273	2209.51	255.53	9.65
Г Н Н Г Н Н Г Г Н Н Г Н Г Н Г Н Г Н	282	2209.48	259.63	9.51
Г Н Н Г Н Н Г Г Н Н Г Н Г Н Г Н Г Н	264	2209.4	251.43	9.79

РАССЧИТАТЬ

Рис. 4. Модуль оптимизации схем разбуривания

На различных тестовых кустах при использовании экономической модели, перенесенной непосредственно в код, оба алгоритма дали одинаковый список оптимальных схем. К ранее описанным исходным данным добавлены расстояния от первой и последней скважины соответственно до левого и правого куста, что также не повлияло на оптимизированный алгоритм расчета.

Заключение

При нахождении оптимальной схемы разбуривания был применен нестандартный подход, основанный на идее динамического программирования. В результате анализа данной задачи была установлена особенность, позволившая вместо полного перебора по всевозможным схемам использовать рекурсивную идею, благодаря которой оптимальные схемы собираются поэтапно из схем меньшего размера, также обладающих свойством оптимальности по заданному критерию. Для обоих алгоритмов – полного перебора и DP – установлена вычислительная сложность, а также границы применимости. Наличие обоих алгоритмов и оцененной сложности вычислений позволяют перед началом расчета оценить число необходимых операций, после

чего можно выбрать алгоритм, который согласно оценке при данных условиях будет наиболее эффективным.

Реализованный расчетный модуль дает возможность определить схемы, имеющие наибольшее значение показателя экономической эффективности NPV.

Список литературы

1. Дасгупта С. Алгоритмы [Текст] / С. Дасгупта, Х. Пападимитриу, У. Вазирани; пер. с англ. под ред. А. Шеня - М. : МЦНМО, 2014. - 320 с. - Библиогр.: с. 156-166. - Предм. указ.: с. 314-318. - 1000 экз. - ISBN 978-5-4439-0236-4 (в пер.).