Математическая логика

Этот раздел требует самостоятельного изучения литературы.
Нам важно, чтобы студенты освоили концепцию языков программирования на основе математических языков.
Математический язык включает понятия математические структуры и классы, абстрактная алгебра множеств.

Математическая логика и логика высказываний - базис для формального доказательства теорем.

Данное введение - конспект, фактически повторяет структуру курса мат.логики [1].

Множества и сужение множества

Первично понятие математической структуры основанная на множествах.

Структура $M = x|F(x)$ -- схема связывания элементов множества, задает сужение множества, где функция или уравнение из множества выделяет подмножество.

Упорядоченная пара - множество образованное от двух множеств $\langle A, B\rangle \to M$ множество порожденное некоторой структурой из двух множеств. Предполагает наличие методов отображения. Угловые скобки используем для обозначения нового класса наследующего свойства множеств и обладающего рядом методов.

- отношение заданное перечислением множеств $(\cdot,\cdot) \to M$ разделителем может быть пробел или запятая.
- перечисление констант $\{a, b, c\}$ - множества заданные перечислением
- перечисление элементов множеств заданных аналитически $\{a_k\}_{k=0}^n$ - числовые последовательности
- Бинарная операция порождает отображение $f : R \times R \to M$
- Унарная операция порождает отображение $f : R \to M$
- массив - вектор размера n обозначим R^n состоит из элементов множества R

Тут следует ввести понятие лямбда выражение и лямбда функция.
Операция '.' связывает абстрактную функцию и определяет класс первого параметра.

Например, выражение $f(x, y)$ - функция двух переменных, каждое из которых определено на своем множестве. $x.f(y)$ - эквивалентная запись, функция берет x в качестве первого аргумента и определяет множество методов класса, к которому относится x.

Запись $(x.fyz)$ эквивалента означает что функция захватывает тип аргумента, x и захватает аргументы дальше до скобки получается $f(x, y, z)$.

Абстрактная алгебра

Теория групп изучает математические структуры группы, кольца, поля.

Пара $\langle A, *\rangle$ непустое множество A и бинарная операция над элементами множества $a * b$ образуют группу, если операция удовлетворяет ряду аксиом:

1. $(a * b) * c = a * (b * c)$ -- ассоциативность.
2. существует такой элемент $e \in A$ такой что $e * a = a$ -- существование нейтрального элемента (инвариант)
3. для любого $a \in A$ существует единственный элемент $b \in A$ такой что $b * a = e$ (обратный элемент)
4. группа может быть *коммутативная* или *некоммутативная* для коммутативной группы выполняется аксиома $a * b = b * a$

Кольцо - математическая структура $\langle R, +, \cdot\rangle$ называется кольцом, класс состоит из множества R и двух бинарных операций $R \times R \to R$ типа сложение и типа умножения, если выполнены требования:

1. ассоциативность сложения
2. существует единственный нейтральный элемент θ по отношению к сложению $a + \theta = a$
3. для каждого $a \neq \theta$ существует обратный элемент такой что $a + (-a) = \theta$
4. коммутативность сложения $a + b = b + a$
5. ассоциативность умножения $a(bc) = (ab)c$
6. дистрибутивность сложения $a(b + c) = ab + ac$ и $(a + b)c = ac + bc$

Операции упорядочены по приоритету, сначала выполняются операции умножения, затем сложения. Операция типа сложения - образует коммутативную группу. В общем случае, операция типа умножения - некоммутативная.

Кольцо называется полем, если умножение коммутативно на множестве и образует коммутативную группу.

Булева алгебра

Булевы кольца - определяются, как $\langle R, +, \cdot\rangle$ - математическая структура над двумя операциями - кольцо с единицей. Дополнительно требуется :

7. существует единичный элемент e такой, что для любого $\forall a(ae = ea = a)$
8. для любого $\forall a(aa = a)$

Определим кольцо D на множестве $\{0,1\}$ и определим операции сложения и умножения по модулю 2. С каждым множеством E состоящим из n элементов можно связать:

1. кольцо D^E определенных на E функций со значениями из D.
2. кольцо $P(E)$ (поле) вероятностей, для всех подмножеств E с операциями

$$A + B = (A \cup B) \backslash (A \cap B), \quad A \cdot B = A \cap B$$

Иными словами любому множеству (разбиению множества на подмножества) можно сопоставить вектор признаков (BITSTRING), где каждому элементу разбиения соответствует флаг принимающий значения $\{0,1\}$. Поле вероятностей, с разбиением на подмножества и числовой характеристикой элементов множества и образуют вероятностное пространство, а нормированную числовую характеристику назовем вероятностью.

Таким образом базовым классом является D - битовый тип со своей булевой алгеброй и логическими функциями. От битового типа можно образовать D^n битовую строку.
Базовым классом является множество вещественных чисел на интервале $[0,1]$ которое мы определяем как поле вероятностей.

Заметим, в булевом кольце операция сложения работает, как *исключающее или*. (см. подробнее полусумматор - однобитный сумматор).

Булева решетка - математическая структура над множеством $\langle B, \cap, \cup, ^- \rangle$, где ∩, ∪ - бинарные (с двумя аргументами) операции, *пересечение* и *объединение*, и унарной операцией *дополнение*.
Операцию *разность* на булевой решетке определим, как $a \backslash b = a \cap \bar{b}$

Булеву решетку можно определить на множестве $\{0,1\}$ с операциями $a \cap b = \min\{a,b\}$, $a \cap b = \max\{a,b\}$, $\bar{a} = 1 - a$.

Разложение по полиномам ... формула Лагранжа для булевой алгебры - хороший пример.

совершенная дизъюнктивная нормальная форма -

совершенная конъюнктивная нормальная форма -

Логика высказываний

- ∀∃ - кванторы "для любого" и "существует такой"
- ¬ ∨ ∧ - отрицание (НЕ), дизъюнкция (логическое ИЛИ), конъюнкция (логическое И)
- $\implies$ операция импликации, утверждение "если верно А, то В"
- $\iff$ тогда и только тогда - двусторонняя импликация

Выражения могут включать скобки. Операции захватывают некоторое количество символов после себя в качестве аргументов (параметров). Это называют связыванием символов языка. Например связывание в скобках идет до конца, до закрывающей скобки.

В выражениях кванторы обладают одинаковой "силой связывания", которая в языке программирования обозначается приоритетом операции. Кванторы обладают наивысшим приоритетом, а операции импликации низким.

Традиция рисовать много скобок в математических языках приводит к функциональному программированию с вложенными функциями.

В записи языка существует возможность перехода к выражениям с разделителями '.', которые меняют порядок выполнения и уменьшают число скобок. Точка может попадаться до или после символа операции. Точка справа от символа вызывает исполнение правого выражения до выполнения операции. Слева - выражение слева выполняется до операции. Точка перед функцией захватывает тип и значение переменной слева.

Исчисление высказываний

Исчисление предикатов

Предика́т n-местный, или n-арный — это логическая функция с множеством значений $\{0,1\}$ {ложь, истина}.
Любую логическую функцию можно представить в виде дизъюнктивной или конъюнктивной формы разложения (в булевой алгебре). Это не единственный вариант разложения. Бывают полиномы Жегалкина (алгебраически нормальная форма разложения) и вероятно можно предложить разложения построенные на других полиномах. Ещё есть возможность оптимизации выражений с использованием кванторов и упорядоченного использования выражений.

С точки зрения программирования я бы предложил класс Предикат $P(\mathbb{B}^n)$ (логическая функция) рассматривать, как массив битовых строк, которые вместе описывают логическую функцию. Из предикатов можно составить вектор, любому множеству можно сопоставить вектор предикатов и битовую строку значений.

Мы будем рассматривать и другие предикаты основанные на троичной логике, типа $\{\bar{1},0,1\}$, где третье состояние - "не определено" или "не зависит". Для троичной логики используются константы { `false` `true` `undefined` }. И на *вероятностной логике* на интервале $[0,1]$, когда значения задают вероятность событий.

Использование троичной логики позволяет быстрее принимать решения, логическая функция может выдавать определенные значения, когда некоторые параметры не определены.

С предикатами определены операции ($\wedge\ \vee\ \neg$), кванторы $\exists\forall$ и импликация $\implies$ и тождество $\iff$.

Любую функцию можно представить, как линейную комбинацию базисных полиномов, разложить в ряд тейлора например. Но вот незадача, на булевой алгебре степень $x^n = x$. Так что выражения с разложением по базису должны выглядеть существенно проще. Как будет выглядеть разложение по полиномам Тейлора в булевой алгебре?

$$f(x_1, ..., x_n) = \sum_{a_1,..a_n} f(a_1, ..., a_n) \prod_{k=1}^{n} (x_k + a_k + 1)$$

-- это формула Лагранжа для интерполяции функции от n-переменных в булевой алгебре.
Сумма берется по всем наборам из n-констант $\{a_1, ..., a_k\}$. Разница $(x_k - a_k) \equiv (x_k + a_k + 1)$ - спроси меня как. Ответ - в свойствах операции сложения и обратной операции по сложению в булевых решетках.

Произведение работает как дельта-функция.

$$\delta_{a_1,...,a_n}(x_1, ..., x_n) = \prod_{k=1}^{n} (x_k + a_k + 1)$$

Нетрудно заметить, что функция дает единицу только при $x_1 = a_1, x_2 = a_2, ..., x_n = a_n$

Универсальная аппроксимация Цыбенко

Несколько различных областей применения связаны с представлением *основных* функций от n-мерной вещественной переменной, $x \in \mathbb{R}^n$, с помощью конечного числа функций вида

$$\sum_{j=1}^{N} \alpha_j \sigma(y_j^T x + \theta_j),$$

где $y_j \in \mathbb{R}^n$ и $\alpha_j, \theta \in \mathbb{R}$ являются скалярами. (y^T — транспонирование y, так что $y^T x$ — это скалярное произведение y и x.) Здесь функция σ сильно зависит от контекста приложения.

Определение. Функция σ является сигмоидной, если

$$\sigma(t) \to \begin{cases} 1 & \text{при } t \to +\infty, \\ 0 & \text{при } t \to -\infty. \end{cases}$$

Теорема (Цыбенко).[2] Пусть σ — любая непрерывная сигмоидальная функция. Тогда конечные суммы вида

$$G(x) = \sum_{j=1}^{N} \alpha_j \sigma(y_j^T x + \theta_j)$$

плотны в $C[0,1]^n$. Иными словами, для любой функции $f \in C[0,1]^n$ и $\varepsilon > 0$ существует сумма $G(x)$ указанного вида, для которой

$$|G(x) - f(x)| < \varepsilon \quad \text{для всех } x \in [0,1]^n.$$

Применение к нейронным сетям

Теорема показывает, что сети с одним скрытым слоем и произвольной непрерывной сигмоидальной функцией могут аппроксимировать непрерывные функции с произвольной точностью при условии, что на количество узлов или размер весов не накладываются ограничения.

Далее мы рассмотрим еще ряд разложений, применимых к функциям в двоичной и троичной логики.

Заметим, что выводы для единичного интервала можно расширить на интервал $[-1,1]$ -- это нам понадобится для представления троичной логики. Аппроксимация с определением на единичном кубике восходит к теореме Вейерштрасса об аппроксимации. С.Н Бернштейн предложил построение системы базисных полиномов для теоремы Вейерштрасса. Для аппроксимации функции используются ортогональные и базисные полиномы. Из курса математического анализа мы знаем, что сходимость может быть абсолютная (по модулю) или по норме, и сходимость определяется рекуррентно через сравнение ошибки при повышении степени разложения (N). От функции требуется наличие непрерывных производных порядка N. Сходимость оценивается для функции и для её производной. Пространство *основных* функций — это множество *гладких* функций с *компактным* носителем, используемое в качестве основы для построения пространства *обобщённых* функций (включая дельта-функции и их производные).

#компактное множество, плотное множество, пространство основных функций, гладкая функция.

Теорема Колмогорова-Арнольда

Возможно ли использовать Теорему Колмогорова-Арнольда (определенную на множестве $C[0,1]^n$) в булевой алгебре? Любую непрерывную функцию множества переменных можно представить через суперпозицию функций 2n+1 функций одного переменного

$$f(x_1,\ldots,x_n) = \sum_{q=0}^{2n} \Phi_q \left(\sum_{p=1}^{n} \phi_{q,p}(x_p) \right).$$

Или даже так:

$$f(x_1,\ldots,x_n) = \sum_{q=0}^{2n} \Phi \left(\sum_{p=1}^{n} \phi_{q,p}(x_p) \right).$$

В двоичной любую функцию n - логических переменных можно представить в виде ДНФ или КНФ. Нам нужно убедиться что одна из этих форм разложения подпадает под определение теоремы КАТ.

В двоичной системе под операцией сложения надо понимать сложение по модулю 2, всего существует две функции одного переменного (инверсия, тождество), и две константы (0, 1).

Φ	x	y
inv	1	0
inv	0	1
equ	1	1
equ	0	0
0	1	0
0	0	0
1	1	1
1	0	1

Теорема Жегалкина — утверждение о существовании и единственности представления всякой булевой функции в виде полинома Жегалкина

$$P(X_1,\ldots,X_n) = a \oplus a_1X_1 \oplus a_2X_2 \oplus \cdots \oplus a_nX_n \oplus a_{12}X_1X_2 \oplus a_{13}X_1X_3 \oplus \ldots \oplus a_{1\ldots n}X_1\ldots X_n,$$

$$a_1,\ldots,a_{1\ldots n} \in \{0,1\},$$

Представление в виде полинома Жегалкина называется *алгебраической нормальной формой* (АНФ).

Заметим, что функцию одного переменного можно представить: $f(X) = a_0 \oplus a_1X$, используя для определения две константы.

Получить полином Жегалкина можно путем тождественных замен и упрощений из ДНФ.
Применяются правила:
$\neg a = 1 \oplus a$, а знак $\vee$ можно заменить на $\oplus$ поскольку в ДНФ значение истина принимает только одно "слагаемое".

Рекурсивное определение функций

Мы берем за основу идею рекурсивного построения сплайнов и рекурсивного определения базисных ортогональных функций. Построение сплайнов основано на полиномах Бернштейна, которые в свою очередь выводятся из распределения Бернулли.
Нормальное распределение случайной величины (или Гауссово), являющееся непрерывным.
Распределение Бернулли, описывающее вероятность успеха или неудачи в одном единственном испытании. Нас интересует биномиальное распределение, которое является композицией независимых

испытаний Бернулли, и центральная предельная теорема, согласно которой сумма большого количества независимых испытаний Бернулли аппроксимируется нормальным распределением.

$$f(x;t) = (1-t)f_{1,0}(x) + t \cdot f_{1,1}(x)$$

перепишем так

$$f(x;t) = \bar{t} \cdot f_{1,0}(x) + t \cdot f_{1,1}(x)$$

Функцию от двух переменных можно разложить на две функции одного переменного и сложение (всего три функции). Функции трех переменных можно разложить на четыре функции одного переменного и три сложения.

Заметим, что рекуррентные соотношения используются для определения систем полиномов Эрмита, Лежандра, Чебышева, Якоби и др.

Тернарная логика

В данном разделе мы вводим математический аппарат для современных нейронных сетей пониженной разрядностью весовых коэффициентов. Мы будем определять вероятности события, как число в интервале $[0,1]$ или в расширенном смысле на множестве $[-1,1]$.

Для начала мы определяем тернарные коэффициенты на множестве $\mathbb{T}:\{-1,0,1\}$. Числа могут быть представлены парой знак-экспонента (s,r) или парой (x^+,x^-), где x^+ - вероятность реализации события, а x^- - вероятность того что событие не произойдет. Третье состояние кодируется как $(0,0)$ обозначает что состояние не зависит от события, состояние $(1,1)$ не реализуется, хотя можно приписать ему какой-то смысл в логике высказываний (где наравне с высказываниями применяются символы $\top$ - тавтология и $\perp$ - противоречие). Так в логике высказываний выражение $A \wedge \bar{A} = \perp$ - является противоречием. В тоже время противоречия в вычислениях с плавающей точкой обычно помечаются, как `NaN` .

Следует приравнять представление троичной логики к представлению нормальной алгебраической формы разложения. Двоичные числа в тернарной логике представлены как $x=(1,0)$ и $\bar{x}=(0,1)$.

Определение (умножение тернарное)
$(c^+,c^-) = (a^+,a^-)\cdot(b^+,b^-)$:

$$\begin{aligned} c^+ &= (a^+ \wedge b^+) \vee (a^- \wedge b^-) \\ c^- &= (a^+ \wedge b^-) \vee (a^- \wedge b^+) \end{aligned}$$

Тернарное умножение определено для кодирования операций на множестве тернарных чисел с использованием двоичных чисел.

Таблица умножения LUT:

a	b	c	a^+, a^-	b^+, b^-
-1	-1	1	0,1	0,1
-1	0	0	0,1	0,0
-1	1	-1	0,1	1,0
0	0	0	0,0	0,0
1	-1	-1	1,0	0,1
1	0	0	1,0	0,0
1	1	1	1,0	1,0

Заметим, что $(a^+ \wedge b^+)$ и $(a^- \wedge b^-)$ взаимоисключающие события. Операция $(\vee)$ может быть заменена на суммирование $(+)$ или исключающее ИЛИ $(\oplus)$.

Определение (умножение тернарно-бинарное)

$$c^+ = (a^+ \wedge b) \vee (a^- \wedge \bar{b})$$
$$c^- = (a^+ \wedge \bar{b}) \vee (a^- \wedge b)$$

Определение (скалярное произведение) Определяет переход векторов $\mathbf{a}, \mathbf{b} \in \mathbb{T}^N \mapsto \mathbb{Z}$ как

$$\langle \mathbf{a}, \mathbf{b} \rangle = \sum_{i=0}^{N-1} a_i \cdot b_i = \sum_{i=0}^{N-1} c_i^+ - \sum_{i=0}^{N-1} c_i^-$$

Само по себе скалярное произведение не имеет смысла. Чтобы перейти к вероятностям надо говорить про проекции и норму порожденную скалярным произведением.

$$\|\mathbf{a}\| = \sum_{i=0}^{N-1} a_i \cdot a_i$$

Нормированное скалярное произведение выражается в рациональных числах.

Сравниваем полученное определение с Формулой условной вероятности при конечном разбиении, с ковариацией, проекцией вектора и косинусной схожестью.

Универсальная аппроксимация может быть построена на использовании скалярного произведения и функции активации.

Тернарная Функция активации

Функция активации используется для перевода из множества целых (рациональных или вещественных) чисел в множество тернарных чисел

$$\sigma_\tau(x) = sign(\lfloor x/\tau \rceil) = \begin{cases} -1, \text{ if } \lfloor x/\tau \rceil \leqslant -1 \\ 0, \text{ if } \lfloor x/\tau \rceil = 0 \\ 1, \text{ if } \lfloor x/\tau \rceil \geqslant 1 \end{cases}$$

Аналогично мы могли бы определить функцию активации в вероятностном пространстве. Дополнительно мы должны потребовать многократное дифференцирование и сослаться на понятие основных функции.
В математическом анализе рассматривается пространство бесконечно (достаточное число раз) дифференцируемых гладких функций [1:1] на компактном интервале. В методе обратного распространения ошибки нам важен не вид функции активации, а выражение для её производной.

Следует вернуться к теореме Колмогорова-Арнольда, чтобы представить логическую функцию как сумму функций одного переменного, аппроксимируя функции первого слоя тернарными свертками и второго слоя - сплайнами. Подходящим базисом являются полиномы Бернштейна на множестве [-1,1]. Замечательным свойством базисных полиномов Бернштейна является вероятностный характер: интеграл равен единице, значения функций всегда находятся в интервале.

Квантизация

Другим (обязательным) элементом для построения нейронной сети на троичной логике является функция квантования, которая обеспечивает сохранение интеграла и обеспечивает нормальное распределение вероятности в интеграле. Функция квантования связана с поведением функции активации. Если функция активации отрезает часть значимых бит, то остаток сохраняется как градиент и используется в методе обратного распространения ошибки и для компенсации ошибки округления, методом Stochastic Rounding - добавляет ошибку округления к данным.

Заключение по разделу.
Таблица умножения для тернарной логики такая же, как если бы мы работали с вещественными числами. Троичная логика может быть реализована в числах с плавающей точкой пониженной разрядности, в виде битовых операций, может считаться в целых числах со знаком. Таким образом можно закодировать любую логическую функцию. Для представления произвольной логической функции мы рассматриваем MLP многослойный перцептрон с активацией и разложение по сплайнам в теореме KAT.

Вероятностная логика

Вероятностная логика со знаком.

Оператор причинности

Мы вводим оператор причинности Z для разделения времени в высказываниях содержащих совершенные глаголы и деепричастные обороты. Оператор причинности можно ввести и поверх троичной логики и поверх вероятностной логики и поверх вещественных чисел.

Т.е предикат может быть функцией от завершенного действия или события, такого, как изменение значения "edge". Точно так же как аналоговая формула может включать производные в выражениях.

Например:

- $a\mathrm{Z}\bar{a}$ - детектирует нарастающий фронт сигнала.
- $\bar{a}\mathrm{Z}a$ - детектирует спадающий фронт сигнала в двоичной логике.

Результат логической функции можно записать в регистр
$f(x_1, ..., x_n) \implies y$
это означает

$$y := Zy \vee f(x_1, ..., x_n)$$

Запись
$f(x_1, ..., x_n) \iff \neg y$ означает

$$y := \neg f(x_1, ..., x_n)$$

Запись
$f(x_1, ..., x_n) \implies \neg y$ означает

$$y := Zy \wedge \neg f(x_1, ..., x_n)$$

Если несколько раз используется импликация

$$\begin{gathered} f_1(x_1, ..., x_n) \implies y \\ f_2(x_1, ..., x_n) \implies y \end{gathered}$$

то это по сути означает

$$y := Zy \vee f_1(x_1, ..., x_n) \vee f_2(x_1, ..., x_n)$$

Запись

$$\begin{gathered} f_1(x_1, ..., x_n) \implies y \quad \text{– установить триггер} \\ f_2(x_1, ..., x_n) \implies \neg y \quad \text{– сбросить триггер} \end{gathered}$$

Означает

$$y := (Zy \vee f_1(x_1, ..., x_n)) \wedge \neg f_2(x_1, ..., x_n)$$

Запись на языке приближенном к Си будет использовать присваивание типа `:=` и типа `|=`, для составления логических функций удобно использовать битовые операции типа `~^|&`.

```
y |=  f_1(x_1,..., x_n);
y &= ~f_2(x_1,..., x_n);
```

Все тоже самое можно записать на языке релейно-контактной логики (LD, ladder diagram).

Релейно-контактная логика

[ГОСТ Р МЭК 61131-1-2016]
Способ обозначений подходит для монтажников электрощитового оборудования и автоматиков. Электрики интуитивно понимают схемы и могут в них разбираться по аналогии с электрическими сигналами в принципиальных электрических схемах.

```
├──[/]-....-( )
|
├──[ ]-....-(/)
```

Схемы читаются слева-направо. Слева шина питания, справа шина нулевая. `[ ]` обозначают нормально открытые и `[/]` нормально замкнутые контакты. А `( )` катушки реле. Последовательное соединение контактов - логическая операция И, а параллельное - ИЛИ.

Графический язык релейно-контактных схем применяется для настройки PLC контроллеров.

Словом "Реле" электрики обозначают любой модульный блок в электрическом шкафу, кроме контактора и пускателя и выключателя. Например, реле времени, реле температуры, реле защиты... реле контроля... реле промежуточное, реле интерфейсное... На схеме также можно обозначать функциональные блоки.

Рациональные операторы

Что если допустить и в левой и в правой части выражения использование операторов причинности. Оператор причинности в языке программирования порождает регистры - переменные в которых хранится предыдущее состояние. Каждый символ Z - регистр.

Запись $\hat{F}[Z](x) \iff \hat{G}[Z](y)$ означает

$$y + \sum_{i=1}^{M-1} \alpha_k Z^k y = \sum_{i=0}^{N-1} \beta_k Z^k x$$

Передаточная функция рационального оператора - это отношение полиномов

$$\hat{H}[Z] = \frac{\hat{F}[Z]}{\hat{G}[Z]} = \frac{\sum_{i=0}^{N-1} \beta_k Z^k}{1 + \sum_{i=1}^{M-1} \alpha_k Z^k}$$

Рациональные функции можно сокращать и факторизовать, раскладывать на простейшие дроби. В том числе на биквадратные рациональные функции или линейные функции с попарно сопряженными корнями и полюсами в комплексной плоскости.

Что самое важное - рациональному оператору можно сопоставить алгоритм. На рациональных операторах можно построить рекуррентную нейронную сеть. Действие оператора можно описать в частных производных - сопоставить передаточной функции дифференциальное уравнение.

Остатки округления - свидетели операций

Доказательство без разглашения (ZKP) использования модели данных может строиться множестве остатков округления и множестве всех Z регистров. Вместе они составляют полное состояние системы. см. LWR - learning with rounding.

Обратимость операторов

Может меня в детстве посадили за парту не так, но выражения можно читать и доказывать в обе стороны. Чтобы понять как выражения доказывать задом-наперед надо ввести понятие *полное состояние системы* И долго рассуждать о современных машинах и почему каждому `if` нужно приписать `else`. При обратном исполнении выражений, функции, которые не содержат оператор причинности читаются в прямом направлении, а значения полного состояния восстанавливается. Писать программы таким образом, чтобы в них сохранялось *полное состояние* - это искусство можно освоить.

SSM: Непрерывная модель скрытого состояния

Модель состояния (State-Space model) определяется простым уравнением. Она преобразует входной вектор $u(t)$ в многомерное N-мерное скрытое (hidden) состояние $x(t)$ перед проецированием на одномерный выходной сигнал $y(t)$.

$$\mathbf{x}'(t) = Ax(t) + Bu(t)$$

$$y(t) = Cx(t) + Du(t)$$

SSM (модели состояния) широко используются во многих научных дисциплинах и связаны с моделями скрытого состояния, такими как Скрытые Марковские Модели (HMM). Наша цель — использовать SSM как черный ящик в модели глубоких последовательностей, где A, B, C, D — параметры, обучаемые с помощью градиентного спуска. Для остальной части этой статьи мы опустим параметр D для простоты (или, эквивалентно, предположим $D = 0$), поскольку компоненты Du можно рассматривать, как обходное соединение.

- [2111.00396] Efficiently Modeling Long Sequences with Structured State Spaces
- [2506.16392] State-Space Kolmogorov Arnold Networks for Interpretable Nonlinear System Identification

Дискретные SSM: Рекуррентное представление

Для применения к дискретной входной последовательности $(u_0, u_1, \dots)$ вместо непрерывной функции $u(t)$, уравнение (1) должно быть дискретизировано с шагом Δ, представляющим разрешение входных данных. Концептуально, входные данные u_k можно рассматривать как выборки из лежащего в основе непрерывного сигнала $u(t)$, где $u_k = u(k\Delta)$.

Для дискретизации непрерывной SSM мы следуем предыдущим работам, используя билинейный метод [3], который преобразует матрицу состояния A в аппроксимацию $\bar{A}$.

Используем замены $x \to \frac{(x+Zx)}{2}$; $dx \to \frac{(x-Zx)}{\Delta}$ в Z-нотации операторов задержки.

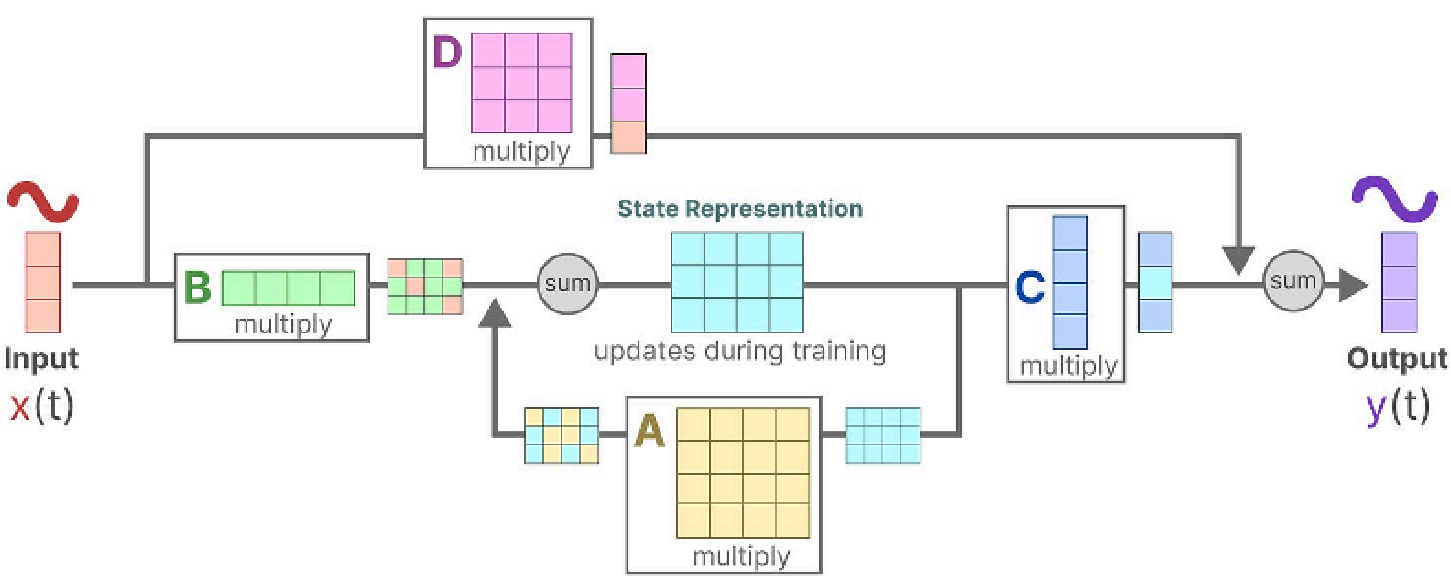
Дискретная SSM определяется следующим образом:

$$x := \bar{A}Zx + \bar{B}u, \quad \bar{A} = (I - \Delta/2 \cdot A)^{-1}(I + \Delta/2 \cdot A)$$

$$y := \bar{C}x, \quad \bar{B} = (I - \Delta/2 \cdot A)^{-1}\Delta B, \quad \bar{C} = C.$$

Уравнение теперь представляет собой отображение последовательности $u_k \to y_k$ вместо функции на функцию. Кроме того, уравнение состояния теперь является рекуррентным в x_k, что позволяет вычислять дискретную SSM как RNN. Конкретно, $x_k \in \mathbb{R}^N$ можно рассматривать как скрытое состояние с матрицей перехода $\bar{A}$.

Мы используем $\bar{A}, \bar{B}, \dots$ для обозначения дискретизованных матриц SSM, определенных уравнением. Обратите внимание, что эти матрицы являются функцией как от A, так и от шага Δ.



Диагонализация и нормальное представление матрицы состояния

Рассматривается возможность диагонализации матрицы A для снижения вычислительной сложности и уменьшения размерности скрытого состояния. Решение может быть найдено в форме [4]

$$\tilde{x} := V^{-1}\bar{A}VZ\tilde{x} + V^{-1}\bar{B}u\,; \quad y = CV\tilde{x}$$

В идеале матрица A диагонализирума с использованием унитарной матрицы V. В условиях Спектральной теоремы линейной алгебры - это класс нормальных матриц. Однако в более общем случае матрицу A можно представить, как разложение на Нормальную матрицу и Low-Rank дополнение.

$$A = V\Lambda V^H - PQ^T$$

где Λ - диагональная матрица, $V \in \mathbb{C}^{N\times N}$ - унитарная, факторизация $P, Q \in \mathbb{R}^{N\times r}, r = \{1, 2\}$.

Наверное проще было бы представить бидиагонализацию матрицы. Есть еще возможность поиска решения в форме Намильтоновой вещественной матрицы.

Нормальная матрица - комплексная квадратная матрица A, коммутирующая со своей эрмитово-сопряжённой матрицей: $A^H A = AA^H$.

Для вещественной матрицы A эрмитово сопряжение эквивалентно транспонированию $A^* = A^T$, и поэтому она нормальна, если $A^T A = AA^T$.

Нормальность является удобным тестом приводимости к диагональной форме — матрица нормальна тогда и только тогда, когда она унитарно подобна диагональной матрице, а потому любая матрица A, удовлетворяющая условию $A^H A = AA^H$, допускает приведение к диагональной форме.
Две матрицы A и B называются унитарно подобными, если существует унитарная матрица V, для которой $A = V^{-1}BV$.

Понятие нормальной матрицы можно распространить на нормальные операторы в бесконечномерных гильбертовых пространствах и нормальные элементы в C*-алгебрах.

Среди комплексных матриц все унитарные, эрмитовы и косоэрмитовы матрицы нормальны. Среди вещественных матриц все ортогональные, симметричные и кососимметричные матрицы нормальны.

Определение языка

Язык задается набором из четырех множеств $\Omega = \langle Str, Cnst, Fn, Pr\rangle$ -- "сорта" (типы), "константы", "функции" и предикатные символы. Все это символы языка. В бинарном представлении каждому элементу из этих множеств можно сопоставить числовой идентификатор или символ. Разложение по элементам языка представляет в классически представлении - дерево. В современном представлении - граф.

Определение языка это набор шаблонов и оценка сложности операций. Эффективная алгебра множеств, которая используется для "доказательства" программы. При этом доказывать можно разные цели. Язык - последовательность высказываний. Причем доказанное выражением может добавлять правила соответствующие этому утверждению в кучу грамматик.

В нашей практике встречаются разнообразные парсеры языков (форматов данных) с понятием множества констант мы сталкиваемся регулярно. А вот остальные тонкости математического языка остаются без внимания. Но нам нужно научиться писать программы, которые не являются последовательностью высказываний. В современных реалиях программа предназначенная для параллельного исполнения представляет собой граф. От нас требуется умение записывать выражения языка, которые являются фрагментом безразмерного графа.

Из определений логико-математического языка мы выводим понятие последовательность действий (sfc), конечный автомат (fsm) и понятие программируемой логики (plc) как множества предикатов с операторами причинности.

Кванторы как операторы математического языка

$\forall, \exists, \exists!$ - для любого элемента множества, существует элемент множества, существует единственный элемент.

С этим связано понятие перечисление, мы говорим о положительных целых числах и перечисляем элементы по порядку. Т.е. элементов в множестве может быть конечное или бесконечное количество. перебор выполняется в произвольном порядке. Но мы можем говорить про упорядоченные множества и вполне упорядоченные через трансфинитные числа.

1. "А.Н. Колмогоров, А.Г. Драгалин. Математическая логика. Введение в математическую логику." ↩ ↩
2. G. Cybenko. Approximation by superpositions of a sigmoidal function. Mathematics of Control, Signals, and Systems, 1989, 2 (4), pp.303-314. ⟨10.1007/BF02551274⟩. ↩
3. [43] Legendre Memory Units: Continuous-Time Representation in Recurrent Neural Networks US11238345B2 ↩
4. [2008.07669] HiPPO: Recurrent Memory with Optimal Polynomial Projections, 2020 ↩