

Билеты к экзамену

Предмет: Математическая логика

Содержание

1	Логические операции над высказываниями	4
2	Формулы и истинностные значения формул	6
3	Тавтологии. Методы доказательства тавтологий	8
4	Логическая равносильность формул. Равносильные преобразования формул	9
5	Нормальные формы для формул алгебры высказываний	11
6	Логическое следование формул. Методы доказательства логического следования формул	14
7	Метод резолюций в логике высказываний	20
8	Понятие предиката и его множества истинности. Перенесение на предикаты логических операций	23
9	Кванторы общности и существования, их действие на предикат. Свободные и связанные переменные	26
10	Формулы алгебры предикатов	27
11	Интерпретация формул алгебры предикатов	28
12	Логическое равенство формул алгебры предикатов. Свойства логических операций над предикатами	31
13	Логическое следование формул алгебры предикатов	34
14	Предваренная нормальная форма (ПНФ) формул алгебры предикатов	36
15	Скулемовская стандартная форма (ССФ) формул алгебры предикатов	37
16	Сведение проблемы общезначимости формул к проблеме противоречивости систем дизъюнктов	39
17	Унификация формул	41

18	Метод резолюций в логике предикатов	44
19	Аксиомы и правила вывода исчисления высказываний. Доказуемость формул	48
20	Теорема Геделя о полноте исчисления высказываний	50
21	Непротиворечивость и разрешимость исчисления высказываний	51
22	Аксиомы и правила вывода исчисления предикатов. Тож- дественная истинность выводимых формул	53
23	Полнота, непротиворечивость и неразрешимость исчисле- ния предикатов	53
24	Понятие алгоритма и основные математические модели алгоритма	53
25	Разрешимые и полурешимые языки. Теорема Поста	53
26	Машины Тьюринга и вычисляемые ими функции	53
27	Распознаваемость языков машинами Тьюринга	53
28	Разрешимые, неразрешимые и распознавательные пробле- мы	53
29	Временная и ленточная сложность машины Тьюринга	53
30	Классы языков P и NP	53
31	Полиномиальные сведения проблем	53
32	NP-трудные и NP-полные языки	53
33	Основные NP-полные проблемы	53

1 Логические операции над высказываниями

Логика высказываний

Определение 1. *Высказыванием* называется повествовательное предложение, о котором можно судить, истинное оно или ложное.

Обозначаются высказывания: $A, B, C \dots$

Определение 2. *Истинностное значение* высказывания A обозначается символом $\lambda(A)$ и определяется по формуле:

$\lambda(A) = 1$, если высказывание A истинно

$\lambda(A) = 0$, если высказывание A ложно

Алгебра высказываний

Из высказываний путем соединения их с помощью связок «не», «и», «или», «следует», «равносильно» можно составлять новые, более сложные высказывания.

При этом главное внимание уделяется функциональным зависимостям истинностных значений высказываний, в которых истинность или ложность новых высказываний определяется истинностью или ложностью составляющих их высказываний.

Определение 3. *Отрицанием высказывания A* называется высказывание $\neg A$ (читается «не A »), которое истинно в том и только том случае, если высказывание A ложно.

Таблица истинностных значений операции отрицания:

A	$\neg A$
1	0
0	1

Определение 4. *Конъюнкцией высказываний A, B* называется высказывание $A \wedge B$ (читается « A и B »), которое истинно в том и только том случае, если оба высказывания A, B истинны.

Определение 5. *Дизъюнкцией высказываний A, B* называется высказывание $A \vee B$ (читается « A или B »), которое ложно в том и только том случае, если оба высказывания A, B ложны.

Определение 6. Импликацией высказываний A, B называется высказывание $A \Rightarrow B$ (читается « A влечет B »), которое ложно в том и только том случае, если высказывание A истинно, а высказывание B ложно.

Определение 7. Эквивалентностью высказываний A, B называется высказывание $A \Leftrightarrow B$ (читается « A равносильно B »), которое истинно в том и только том случае, если высказывания A и B имеют одинаковое истинностное значение.

Таблица истинностных значений логических операций:

A	B	$A \wedge B$	$A \vee B$	$A \Rightarrow B$	$A \Leftrightarrow B$
0	0	0	0	1	1
0	1	0	1	1	0
1	0	0	1	0	0
1	1	1	1	1	1

Определение 8. Алгеброй высказываний называется множество всех высказываний \mathcal{P} с логическими операциями $\neg, \wedge, \vee, \Rightarrow, \Leftrightarrow$.

2 Формулы и истинностные значения формул

Формулы алгебры высказываний

Определение 9. Свойства алгебры высказываний \mathcal{P} описываются с помощью формул, которые строятся из переменных символов с помощью знаков логических операций. Такие формулы принято называть также *пропозициональными формулами*.

Определение 10. Символы логических операций $\neg, \wedge, \vee, \Rightarrow, \Leftrightarrow$, которые называются *пропозициональными связками*.

Определение 11. Переменные символы X, Y, Z, \dots , которые используются для обозначения высказываний, называются *пропозициональными переменными*.

Определение 12. Формулы алгебры высказываний индуктивно определяются по правилам:

1. Каждая пропозициональная переменная является формулой
2. Если Φ, Ψ формулы, то формулами являются также выражения $(\neg\Phi), (\Phi \wedge \Psi), (\Phi \vee \Psi), (\Phi \Rightarrow \Psi), (\Phi \Leftrightarrow \Psi)$

Множество всех формул алгебры высказываний обозначим \mathcal{F}_{AB}

Для упрощения записи формул скобки в них по возможности опускаются с учетом следующего **приоритета выполнения операций**: \neg, \wedge, \vee и остальные.

Так, формула $((((\neg X) \wedge (\neg Y)) \vee (\neg(\neg Z))) \Rightarrow (X \vee (\neg Y)))$ сокращенно записывается в виде $\neg X \wedge Y \vee \neg \neg Z \Rightarrow X \vee \neg Y$.

Если в формулу Φ входят переменные X_1, \dots, X_n , то записывают $\Phi = \Phi(X_1, \dots, X_n)$.

Из индуктивного определения формул следует, что если в формулу Φ вместо переменных X_1, \dots, X_n подставить произвольные конкретные высказывания A_1, \dots, A_n , то получится некоторое сложное высказывание $\Phi(A_1, \dots, A_n)$.

Истинностное значение высказывания $\lambda(\Phi(A_1, \dots, A_n))$ определяется истинностными значениями исходных высказываний $\lambda(A_1), \dots, \lambda(A_n)$ согласно таблицам истинностных значений логических операций $\neg, \wedge, \vee, \Rightarrow, \Leftrightarrow$.

Формула Φ определяет функцию n переменных F_Φ , которая каждому упорядоченному набору $(\lambda(X_1), \dots, \lambda(X_n))$ n элементов множества $0,1$ ставит в соответствие элемент $\lambda(\Phi(X_1, \dots, X_n))$ этого же множества.

Определение 13. Функция F_Φ называется *истинностной функцией формулы Φ* и графически представляется *истинностной таблицей*.

Такая таблица содержит 2^n строк и имеет одно из возможных 2^{2^n} возможных распределений 0 и 1 в последнем столбце.

Пример. Составим таблицу истинности для формулы

$$(P \Rightarrow Q) \Leftrightarrow (\neg Q \Rightarrow \neg P)$$

P	Q	$P \Rightarrow Q$	$\neg Q$	$\neg P$	$\neg Q \Rightarrow \neg P$	$(P \Rightarrow Q) \Leftrightarrow (\neg Q \Rightarrow \neg P)$
0	0	1	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1	1
1	0	0	1	0	0	1
1	1	0	0	0	1	1

Таблица показывает, что какого бы истинностного значения высказывания ни подставлялось в данную формулу вместо пропозициональных переменных P и Q , формула всегда превращается в истинностное высказывание.

Определение 14. Формула Φ называется:

- *Тавтологией* (или *тождественно истинной формулой*) и обозначается $\models \Phi$, если ее истинностная функция тождественно равна 1
- *Противоречием* (или *тождественно ложной формулой*), если ее истинностная функция тождественно равна 0
- *Выполнимой*, если ее истинностная функция не равна тождественно 0
- *Опровержимой*, если ее истинностная функция не равна тождественно 1

3 Тавтологии. Методы доказательства тавтологий

Тавтологии

Определение 15. Формула Φ называется *тавтологией* (или *тождественно истинной формулой*) и обозначается $\models \Phi$, если ее истинностная функция тождественно равна 1.

Тавтологии являются общими схемами построения истинных высказываний и в этом смысле выражают некоторые *логические законы*.

Примерами таких законов являются:

$\models X \vee \neg X$ — закон исключенного третьего

$\models \neg\neg X \Leftrightarrow X$ — закон двойного отрицания

$\models \neg(X \wedge \neg X)$ — закон противоречия

$\models (X \Rightarrow Y) \Leftrightarrow (\neg Y \Rightarrow \neg X)$ — закон контрапозиции

Методы доказательства тавтологий

Новые тавтологии можно получить с помощью следующего правила:

Теорема 1 (Правило подстановки). Если $\models \Phi(X_1, \dots, X_n)$, то для любых формул Φ_1, \dots, Φ_n тавтологией является формула $\Phi(\Phi_1, \dots, \Phi_n)$.

!Дописать методы проверки тавтологии

Алгоритм проверки тождественной истинности формулы Φ :

1. Рассмотреть формулу $\Psi = \neg\Phi$ и найти ее КНФ $\Psi = D_1 \wedge \dots \wedge D_m$.
2. Найти резолютивный вывод значения 0 из множества $S = \{D_1, \dots, D_m\}$.
3. Если такой вывод существует, то выполняется $\models \Phi$.

4 Логическая равносильность формул. Равносильные преобразования формул

Логическая равносильность формул

Определение 16. Формулы Φ, Ψ называются *логически равносильными* (или просто *равносильными*), если они принимают одинаковые логические значения при любых истинностных значениях их переменных.

Это равносильно условию $\models \Phi \Leftrightarrow \Psi$.

Определение 17. Для обозначения логически эквивалентных формул используется символическая запись $\Phi = \Psi$, или $\Phi \cong \Psi$.

Такие выражения называют *логическими равенствами* или просто *равенствами* формул.

Лемма (1). *Справедливы следующие равенства формул:*

1. *Свойства ассоциативности дизъюнкции и конъюнкции:*

$$X \vee (Y \vee Z) = (X \vee Y) \vee Z$$

$$X \wedge (Y \wedge Z) = (X \wedge Y) \wedge Z$$

2. *Свойства коммутативности дизъюнкции и конъюнкции:*

$$X \vee Y = Y \vee X$$

$$X \wedge Y = Y \wedge X$$

3. *Свойства идемпотентности дизъюнкции и конъюнкции:*

$$X \vee X = X$$

$$X \wedge X = X$$

4. *Законы дистрибутивности конъюнкции относительно дизъюнкции и дизъюнкции относительно конъюнкции:*

$$X \wedge (Y \vee Z) = (X \wedge Y) \vee (X \wedge Z)$$

$$X \vee (Y \wedge Z) = (X \vee Y) \wedge (X \vee Z)$$

5. *Законы де Моргана:*

$$\neg(X \wedge Y) = \neg X \vee \neg Y$$

$$\neg(X \vee Y) = \neg X \wedge \neg Y$$

6. *Законы поглощения:*

$$(X \wedge Y) \vee X = X$$

$$(X \vee Y) \wedge X = X$$

7. *Закон двойного отрицания:*

$$\neg\neg X = X$$

8. *Взаимосвязь импликации с дизъюнкцией и конъюнкцией:*

$$X \Rightarrow Y = \neg X \vee Y$$

$$X \Rightarrow Y = \neg(X \wedge \neg Y)$$

9. *Взаимосвязь эквивалентности с импликацией, дизъюнкцией и конъюнкцией:*

$$X \Leftrightarrow Y = (X \Rightarrow Y) \wedge (Y \Rightarrow X)$$

$$X \Leftrightarrow Y = (\neg X \vee Y) \wedge (X \vee \neg Y)$$

Равносильные преобразования формул

Лемма (Правило замены). *Если формулы Φ , Φ' равносильны, то для любой формулы $\Psi(X)$, содержащей переменную X , выполняется равенство: $\Psi(\Phi) = \Psi(\Phi')$.*

Это правило означает, что при замене в любой формуле $\Psi = \Psi(\Phi)$ некоторой ее подформулы Φ на равносильную ей формулу Φ' получается формула $\Psi = \Psi(\Phi')$, равносильная исходной формуле Ψ .

Такие переходы называются *равносильными преобразованиями формул*.

Пример. Формула $\Phi = (X \Rightarrow Y) \Rightarrow Z$ с помощью равенств 5, 7, 8 из леммы 1 равносильно преобразовывается следующим образом:

$$\Phi = (X \Rightarrow Y) \Rightarrow Z = \neg(X \Rightarrow Y) \vee Z = \neg(\neg(X \wedge \neg Y)) \vee Z = (X \wedge \neg Y) \vee Z.$$

5 Нормальные формы для формул алгебры высказываний

По определению формулы Φ, Ψ равносильны, значит их истинностные функции F_Φ, F_Ψ совпадают.

Следовательно, отношение равносильности формул \cong является отношением эквивалентности на множестве всех формул \mathcal{F}_{AB} , которое разбивает это множество на классы эквивалентности $[\Phi] = \{\Psi \in \mathcal{F}_{AB} : \Phi \cong \Psi\}$, определяемые формулами $\Phi \in \mathcal{F}_{AB}$.

Из основных равенств следует, что для каждой формулы $\Phi \in \mathcal{F}_{AB}$ можно указать равносильные ей формулы специального вида, содержащие только символы логических операций \neg, \wedge, \vee .

Определение 18. *Литерой* называется пропозициональная переменная X или ее отрицание $\neg X$. Обозначение: X^α , где $\alpha \in \{0, 1\}$.

$$X^\alpha \begin{cases} X^1 = X, & \text{если } \alpha = 1 \\ X^0 = \neg X, & \text{если } \alpha = 0 \end{cases} \quad (1)$$

Определение 19. *Конъюнктом* (соответственно, *дизъюнктом*) называется литера или конъюнкция (соответственно, дизъюнкция) литер.

Конъюнкт (дизъюнкт) называется *совершенным*, если он содержит все пропозициональные переменные рассматриваемой формулы.

Определение 20. *Конъюнктивной нормальной формой (КНФ)* называется дизъюнкт или конъюнкция дизъюнктов.

Дизъюнктивной нормальной формой (ДНФ) называется конъюнкт или дизъюнкция конъюнктов.

При этом КНФ (соответственно, ДНФ) называется *совершенной*, если все ее дизъюнкты (соответственно, конъюнкты) содержат все пропозициональные переменные рассматриваемой формулы.

Теорема 2. *Любая формула равносильна некоторой ДНФ и некоторой КНФ.*

Алгоритм приведения формулы Φ к ДНФ (соответственно, КНФ):

1. Выражаем все входящие в формулу Φ импликации и эквивалентности через конъюнкцию, дизъюнкцию и отрицание

2. Согласно законам де Моргана все отрицания, стоящие перед скобками, вносим в эти скобки и сокращаем все двойные отрицания
3. Согласно законам дистрибутивности преобразуем формулу так, чтобы все конъюнкции выполнялись раньше дизъюнкций (соответственно, чтобы все дизъюнкции выполнялись раньше конъюнкций)

Теорема 3. Любая выполнимая формула $\Phi = \Phi(X_1, \dots, X_n)$ равносильна формуле вида

$$\bigvee_{(a_1, \dots, a_n)} (X_1^{a_1} \wedge \dots \wedge X_n^{a_n}),$$

где дизъюнкция берется по всем упорядоченным наборам

$$(a_1, \dots, a_n) \in \{0, 1\}^n, \text{ удовлетворяющим условию } \mathcal{F}_\Phi(a_1, \dots, a_n) = 1.$$

Такая формула определяется однозначно (с точностью до порядка членов конъюнкций и дизъюнкций) и называется *совершенной дизъюнктивной нормальной формой (СДНФ)* формулы Φ .

Теорема 4. Любая опровержимая формула $\Phi = \Phi(X_1, \dots, X_n)$ равносильна формуле вида

$$\bigwedge_{(a_1, \dots, a_n)} (X_1^{1-a_1} \wedge \dots \wedge X_n^{1-a_n}),$$

где конъюнкция берется по всем упорядоченным наборам

$$(a_1, \dots, a_n) \in \{0, 1\}^n, \text{ удовлетворяющим условию } \mathcal{F}_\Phi(a_1, \dots, a_n) = 0.$$

Такая формула определяется однозначно (с точностью до порядка членов конъюнкций и дизъюнкций) и называется *совершенной конъюнктивной нормальной формой (СКНФ)* формулы Φ .

Алгоритм нахождения СДНФ и СКНФ формулы

$\Phi = \Phi(X_1, \dots, X_n)$:

1. Составить истинностную таблицу формулы Φ и добавить два столбца «Совершенные конъюнкты» и «Совершенные дизъюнкты»
2. Если при значениях $\lambda(X_1) = k_1, \dots, \lambda(X_n) = k_n$ значение $\lambda(\Phi(X_1, \dots, X_n))$ формулы Φ равно 1, то в соответствующей строке таблицы в столбце «Совершенные конъюнкты» записываем конъюнкт $X_1^{k_1} \wedge \dots \wedge X_n^{k_n}$ и в столбце «Совершенные дизъюнкты» делаем прочерк. При этом $X_i^1 = X_i$ и $X_i^0 = \neg X_i$.

3. Если при значениях $\lambda(X_1) = m_1, \dots, \lambda(X_n) = m_n$ истинностное значение $\lambda(\Phi(X_1, \dots, X_n))$ формулы Φ равно 0, то в соответствующей строке таблицы в столбце «Совершенные дизъюнкты» записываем дизъюнкт $X_1^{1-m_1} \vee \dots \vee X_n^{1-m_n}$ и в столбце «Совершенные конъюнкты» делаем прочерк.

X_1	...	X_n	...	$\Phi(X_1, \dots, X_n)$	Совершенные конъюнкты	Совершенные дизъюнкты
...
k_1	...	k_n	...	1	$X_1^{k_1} \wedge \dots \wedge X_n^{k_n}$	—
...
m_1	...	m_n	...	0	—	$X_1^{1-m_1} \vee \dots \vee X_n^{1-m_n}$
...

4. СДНФ формулы Φ равна дизъюнкции полученных совершенных конъюнктов: $(X_1^{k_1} \wedge \dots \wedge X_n^{k_n}) \vee \dots$
5. СКНФ формулы Φ равна конъюнкции полученных совершенных дизъюнктов: $(X_1^{1-m_1} \vee \dots \vee X_n^{1-m_n}) \wedge \dots$

Пример. Найдем СДНФ и СКНФ для формулы
 $\Phi(X, Y, Z) = \neg(X \wedge Y) \Rightarrow \neg(X \vee Z)$

X	Y	Z	$\Phi(X, Y, Z)$	Совершенные конъюнкты	Совершенные дизъюнкты
0	0	0	1	$X^0 \wedge Y^0 \wedge Z^0$	—
0	0	1	0	—	$X^{1-0} \vee Y^{1-0} \vee Z^{1-1}$
0	1	0	1	$X^0 \wedge Y^1 \wedge Z^0$	—
0	1	1	0	—	$X^1 \vee Y^0 \vee Z^0$
1	0	0	0	—	$X^0 \vee Y^1 \vee Z^1$
1	0	1	0	—	$X^0 \vee Y^1 \vee Z^0$
1	1	0	1	$X^1 \wedge Y^1 \wedge Z^0$	—
1	1	1	1	$X^1 \wedge Y^1 \wedge Z^1$	—

$$\begin{aligned} \text{СДНФ } \Phi &= (\neg X \wedge \neg Y \wedge \neg Z) \vee (\neg X \wedge Y \wedge \neg Z) \vee (X \wedge Y \wedge \neg Z) \vee (X \wedge Y \wedge Z) \\ \text{СКНФ } \Phi &= (X \vee Y \vee \neg Z) \wedge (X \vee \neg Y \vee \neg Z) \wedge (\neg X \vee Y \vee Z) \wedge (\neg X \vee Y \vee \neg Z) \end{aligned}$$

6 Логическое следование формул. Методы доказательства логического следования формул

Логическое следование формул

Определение 21. Формула Φ называется *логическим следованием формул* Φ_1, \dots, Φ_m , если при любой подстановке в эти формулы вместо их переменных X_1, \dots, X_n конкретных высказываний A_1, \dots, A_n из истинности высказываний $\Phi_1(A_1, \dots, A_n), \dots, \Phi_m(A_1, \dots, A_n)$ следует истинность высказывания $\Phi(A_1, \dots, A_n)$.

Символическое обозначение $\Phi_1, \dots, \Phi_m \models \Phi$ — называется *логическим следованием*.

Формулы Φ_1, \dots, Φ_m называются *посылками* и формула Φ — *следствием* логического следования $\Phi_1, \dots, \Phi_m \models \Phi$.

Пример. Докажем логическое следование:

$$F \Rightarrow G, K \Rightarrow \neg H, H \vee \neg G \models F \Rightarrow \neg K.$$

Предположим противное:

1. $F \Rightarrow G = 1$
2. $K \Rightarrow \neg H = 1$
3. $H \vee \neg G = 1$
4. $F \Rightarrow \neg K = 0$

Из условия 4: $F = 1, \neg K = 0, K = 1$.

Из условия 1: $G = 1$, из условия 2: $\neg H = 1, H = 0$.

Значит, $H \vee \neg G = 0$, что противоречит условию 3.

Значит, предположение неверно и логическое следование выполняется.

Основные правила логического следования

1. *Правило отделения* (или правило *модус поненс* - от лат. modus ponens) $\Phi, \Phi \Rightarrow \Psi \models \Psi$
2. *Правило контрапозиции* $\Phi \Rightarrow \Psi \models \neg \Psi \Rightarrow \neg \Phi$
3. *Правило цепного заключения* $\Phi_1 \Rightarrow \Phi_2, \Phi_2 \Rightarrow \Phi_3 \models \Phi_1 \Rightarrow \Phi_3$
4. *Правило перестановки посылок* $\Phi_1 \Rightarrow (\Phi_2 \Rightarrow \Phi_3) \models \Phi_2 \Rightarrow (\Phi_1 \Rightarrow \Phi_3)$

Определение 22. Множество формул Φ_1, \dots, Φ_m называется *противоречивым*, если из него логически следует любая (в том числе и тождественно ложная) формула Φ .

Символически это записывается $\Phi_1, \dots, \Phi_m \models$.

В противном случае множество формул Φ_1, \dots, Φ_m называется *выполнимым*.

Лемма (Критерии логического следования). *Условие $\Phi_1, \dots, \Phi_m \models \Phi$ равносильно каждому из следующих условий:*

1. $\Phi_1 \wedge \dots \wedge \Phi_m \models \Phi$
2. $\models \Phi_1 \wedge \dots \wedge \Phi_m \Rightarrow \Phi$
3. $\Phi_1, \dots, \Phi_m, \neg\Phi \models$

В частности, $\Phi \models \Psi$ равносильно $\models \Phi \Rightarrow \Psi$. Отсюда также следует, что $\Phi = \Psi$ равносильно тому, что $\Phi \models \Psi$ и $\Psi \models \Phi$.

Вывод: следующие задачи равносильны:

1. Проверка тождественной истинности формул
2. Проверка логического следования формул
3. Проверка тождественной ложности формул
4. Проверка противоречивости множества формул

Методы проверки тождественной истинности формул

Основные методы проверки тождественной истинности формул:

1. Прямой метод
2. Алгебраический метод
3. Алгоритм Квайна
4. Алгоритм редукции
5. Метод семантических таблиц
6. Метод резолюций

Алгебраический метод

Алгебраический метод преобразования формулы $\Phi = \Phi(X_1, \dots, X_n)$ с помощью равносильных преобразований в тождественно истинную формулу 1.

Пример. С помощью равносильных преобразований выяснить, является ли тождественно истинной формула

$$\begin{aligned} \Phi &= ((Y \Rightarrow Z) \wedge (X \Rightarrow V) \wedge (X \vee \neg Z)) \Rightarrow (\neg Y \vee V) \\ &= \neg((\neg Y \vee Z) \wedge (\neg X \vee V) \wedge (X \vee \neg Z)) \vee (\neg Y \vee V) \\ &= ((Y \wedge \neg Z) \vee (X \wedge \neg V) \vee (\neg X \wedge Z)) \vee \neg Y \vee V \\ &= ((Y \wedge \neg Z) \vee \neg Y) \vee ((X \wedge \neg V) \vee V) \vee (\neg X \wedge Z) \\ &= ((Y \vee \neg Y) \wedge (\neg Z \vee \neg Y)) \vee ((X \vee V) \wedge (\neg V \vee V)) \vee (\neg X \wedge Z) \\ &= \neg Z \vee \neg Y \vee V \vee (X \vee (\neg X \wedge Z)) \\ &= \neg Z \vee \neg Y \vee V \vee ((X \vee \neg X) \wedge (X \vee Z)) \\ &= \neg Z \vee \neg Y \vee V \vee X \vee Z \\ &= (Z \vee \neg Z) \vee \neg Y \vee V \vee X = 1. \end{aligned}$$

Замечание. Если в процессе упрощения исследуемой формулы не получилась тождественно истинная формула 1, то следует попытаться подобрать значения пропозициональных переменных, при которых истинностное значение формулы равно 0. Это докажет, что исследуемая формула не является тождественно истинной.

Алгоритм Квайна

Алгоритм Квайна позволяет сократить полный перебор значений пропозициональных переменных за счет последовательного фиксирования возможных значений 0 или 1 пропозициональных переменных и последующего анализа истинностных значений полученных формул с меньшим числом переменных.

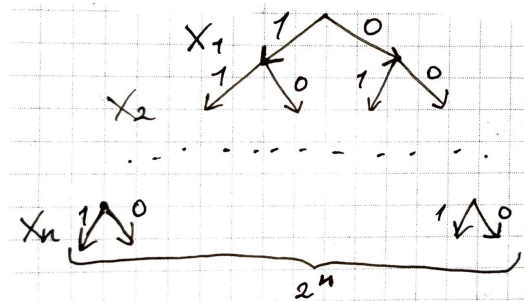


Рис. 1: Дерево перебора значений переменных

При этом используются основные тавтологии и следующие простейшие равенства:

$$\begin{array}{llll} X \wedge 1 = X & X \vee 1 = 1 & 0 \Rightarrow X = 1 & X \Rightarrow X = 1 \\ X \wedge 0 = 0 & X \vee 0 = X & 1 \Rightarrow X = X & X \Leftrightarrow X = 1 \\ X \wedge \neg X = 0 & X \vee \neg X = 1 & X \Rightarrow 1 = 1 & X \Rightarrow 0 = \neg X \end{array}$$

Пример. С помощью алгоритма Квайна выясните, является ли тождественно истинной формула $((Y \Rightarrow Z) \wedge (X \Rightarrow V) \wedge (X \vee \neg Z)) \Rightarrow (\neg Y \vee V)$.

1. При фиксировании в исходной формуле $X = 1$ получаем $((Y \Rightarrow Z) \wedge (1 \Rightarrow V) \wedge (1 \vee \neg Z)) \Rightarrow (\neg Y \vee V)$, что равносильно $((Y \Rightarrow Z) \wedge V) \Rightarrow (\neg Y \vee V)$.

Положим здесь $Y = 1$: $((1 \Rightarrow Z) \wedge V) \Rightarrow (\neg 1 \vee V)$, что равносильно $(Z \wedge V) \Rightarrow V$.

Отсюда при $Z = 1$ получаем $(1 \wedge V) \Rightarrow V = V \Rightarrow V = 1$

и при $Z = 0$ получаем $(0 \wedge V) \Rightarrow V = 0 \Rightarrow V = 1$.

Положим теперь $Y = 0$: $((0 \Rightarrow Z) \wedge V) \Rightarrow (\neg 0 \vee V) = V \Rightarrow 1 = 1$.

2. При фиксированном в исходной формуле $X = 0$ получаем

$((Y \Rightarrow Z) \wedge (0 \Rightarrow V) \wedge (0 \vee \neg Z)) \Rightarrow (\neg Y \vee V)$, что равносильно $((Y \Rightarrow Z) \wedge \neg Z) \Rightarrow (\neg Y \vee V)$.

Положим здесь $Y = 1$: $((1 \Rightarrow Z) \wedge \neg Z) \Rightarrow (\neg 1 \vee V)$, что равносильно $(Z \wedge \neg Z) \Rightarrow V = 0 \Rightarrow V = 1$.

Положим теперь $Y = 0$: $((0 \Rightarrow Z) \wedge \neg Z) \Rightarrow (\neg 0 \vee V) = \neg Z \Rightarrow 1 = 1$.

Таким образом, данная формула тождественно истинная.

Т.е. метод решения заключается в том, что для входящих в формулу пропозициональных переменных последовательно фиксируются возможные значения 0 или 1, и получившиеся формулы упрощаются с помощью перечисленных ранее простейших равенств до тех пор, пока не получается тождественно истинная формула 1.

При этом порядок фиксирования значений пропозициональных переменных может быть произвольным.

Замечание. Если на каком-то заключительном шаге вычислений получается не тождественно истинная формула 1, а тождественно ложная формула 0, то исследуемая формула не является тождественно истинной — она опровергается соответствующими фиксированными значениями пропозициональных переменных.

Алгоритм редукции

Алгоритм редукции используется при доказательстве тождественной истинности формулы с большим количеством импликаций.

Идея метода основывается на получении противоречия из предположения, что истинное значение рассматриваемой формулы равно 0 при некоторых истинностных значениях ее пропозициональных переменных.

При этом используется тот факт, что импликация ложна в том и только том случае, если ее посылка истинна и заключение ложно.

Пример. С помощью алгоритма редукции выяснить, является ли тождественно истинной формула

$$((Y \Rightarrow Z) \wedge (X \Rightarrow V) \wedge (X \vee \neg Z)) \Rightarrow (\neg Y \vee V).$$

Решение. Запишем по пунктам шаги алгоритма редукции.

1. Предположим, что при некотором наборе значений переменных данная формула ложна, т.е. выполняется $((Y \Rightarrow Z) \wedge (X \Rightarrow V) \wedge (X \vee \neg Z)) \Rightarrow (\neg Y \vee V) = 0$, т.е. последняя импликация в ней ложна.

2. По определению операции импликации это равносильно тому, что посылка импликации $(Y \Rightarrow Z) \wedge (X \Rightarrow V) \wedge (X \vee \neg Z) = 1$ и ее следствие $\neg Y \vee V = 0$.

3. По определению операций конъюнкции и дизъюнкции это равносильно тому, что $Y \Rightarrow Z = 1$, $X \Rightarrow V = 1$, $X \vee \neg Z = 1$ и $\neg Y = 0$, $V = 0$.

4. Отсюда по определению операции отрицания получаем, что $Y = 1$.

5. Тогда по определению операции импликации из первого равенства пункта 3 следует $Z = 1$ и из второго равенства этого пункта следует $X = 0$.

6. Отсюда по определению операции отрицания получаем, что $\neg Z = 0$.

7. Подставляя найденные значения $X = 0$, $\neg Z = 0$ в формулу $X \vee \neg Z$, по определению операции дизъюнкции получаем условие $X \vee \neg Z = 0$, которое противоречит третьему равенству пункта 3.

Значит, наше предположение неверно и данная формула является тождественно истинной.

$$((Y \Rightarrow Z) \wedge (X \Rightarrow V) \wedge (X \vee \neg Z)) \Rightarrow (\neg Y \vee V)$$

1									0		
2				1							0
3		1		1			1		0		0
4										1	
5	(1)		1	0	(0)						
6								0	(1)		
7						(0)	0	(0)			

Рис. 2: На каждом шаге алгоритма в скобках указываются значения переменных, которые были получены ранее на предыдущих шагах вычислений

Метод семантических таблиц в алгебре высказываний

Определение 23. *Оценкой переменных* в формуле $\Phi = \Phi(X_1, \dots, X_n)$ называется отображение α множества $\{X_1, \dots, X_n\}$ в множество $\{0, 1\}$. Обозначения: $\models_a \Phi$ и $\not\models_a \Phi$.

Определение 24. *Семантической таблицей* называется упорядоченная пара множества формул $\langle \Gamma | \Delta \rangle$.

Семантическая таблица $\langle \Gamma | \Delta \rangle$ называется *выполнимой*, если существует такая оценка переменных a , что

1. $\Phi \models_a$ для любой формулы $\Phi \in \Gamma$
2. $\Psi \not\models_a$ для любой формулы $\Psi \in \Delta$

Пример. Семантическая таблица $\langle \{X, \neg Y\} | \{X \Rightarrow Y\} \rangle$ выполнима для оценки $a(X) = 1, a(Y) = 0$.

Пример. Семантическая таблица $\langle \emptyset | \{X \vee \neg X\} \rangle$ невыполнима.

Теорема 5 (Основная теорема метода семантических таблиц). *Для любой формулы Φ условие $\models \Phi$ выполняется тогда и только тогда, когда семантическая таблица $\langle \emptyset | \{\Phi\} \rangle$ невыполнима.*

Пример. С помощью семантических таблиц докажем тождественную истинность формулы $\Phi = ((X \Rightarrow Y) \Rightarrow X) \Rightarrow X$, которая называется *законом Пирса*.

Табличный вывод семантической таблицы $T_0 = \langle \emptyset | \Phi \rangle$:

$$\begin{array}{c}
 T_0 = \langle \emptyset | ((X \Rightarrow Y) \Rightarrow X) \Rightarrow X \rangle \\
 \downarrow \quad R_{\Rightarrow} \\
 \langle (X \Rightarrow Y) \Rightarrow X | X \rangle \\
 \swarrow \quad L_{\Rightarrow} \\
 \langle X | X \rangle, \langle \emptyset | X \Rightarrow Y, X \rangle \\
 \downarrow \quad R_{\Rightarrow} \\
 \langle X | Y, X \rangle
 \end{array}$$

(Про эти штуки есть еще немного в конспектах, но в целом зачем?..)

7 Метод резолюций в логике высказываний

Метод резолюций в алгебре высказываний

Следующие задачи равносильны:

1. Проверка тождественной истинности формул
2. Проверка логического следования формул
3. Проверка тождественной ложности формул
4. Проверка противоречивости множества формул
5. Проверка противоречивости множества дизъюнктов

Определение 25. Пусть для некоторой переменной X дизъюнкты D_1, D_2 представимы в виде $D_1 = D'_1 \vee X, D_2 = D'_2 \vee \neg X$. Тогда дизъюнкт $D'_1 \vee D'_2$ называется *резольвентой дизъюнктов* D_1, D_2 по переменной X и обозначается $\text{Res}_X(D_1, D_2)$.

Резольвента дизъюнктов D_1, D_2 по некоторой переменной X называется *резольвентой дизъюнктов* D_1, D_2 и обозначается $\text{Res}(D_1, D_2)$.

По определению $\text{Res}(X, \neg X) = 0$.

Свойство. Если $D_1 = D'_1 \vee X, D_2 = D'_2 \vee \neg X$ выполнимы, то выполняема $\text{Res}_X(D_1, D_2)$.

Определение 26. Резолютивным выводом формулы Φ из множества дизъюнктов $S = \{D_1, \dots, D_m\}$ называется такая последовательность формул Φ_1, \dots, Φ_n , что:

1. $\Phi_n = \Phi$
2. Каждая из формул Φ_i ($i = 1, \dots, n$) либо принадлежит множеству S , либо является резольвентой $\Phi_i = \text{Res}(\Phi_j, \Phi_k)$ предыдущих формул Φ_j, Φ_k при некоторых $1 \leq j, k \leq i$.

Теорема 6 (Основная теорема метода резолюций). Множество дизъюнктов $S = \{D_1, \dots, D_m\}$ противоречиво в том и только том случае, если существует резолютивный вывод значения 0 из множества S .

Так как по критерию логического следования соотношение

$$\Phi_1, \dots, \Phi_m \models \Phi$$

равносильно условию

$$\Phi_1, \dots, \Phi_m, \neg \Phi \models,$$

то справедлив следующий результат.

Следствие (Проверка логического следования формул). Пусть для формул $\Phi_1, \dots, \Phi_n, \Phi$ формула $\Psi = \Phi_1 \wedge \dots \wedge \Phi_n \wedge \neg\Phi$ имеет КНФ $\Psi = D_1 \wedge \dots \wedge D_m$.

Тогда логическое следование $\Phi_1, \dots, \Phi_n \models \Phi$ равносильно существованию резолютивного вывода значения 0 из множества дизъюнктов $S = \{D_1, \dots, D_m\}$.

Алгоритм проверки логического следования формул $\Phi_1, \dots, \Phi_n \models \Phi$:

1. Составить формулу $\Psi = \Phi_1 \wedge \dots \wedge \Phi_n \wedge \neg\Phi$ и найти ее КНФ $\Psi = D_1 \wedge \dots \wedge D_m$.
2. Найти резолютивный вывод значения 0 из множества $S = \{D_1, \dots, D_m\}$.
3. Если такой вывод существует, то выполняется $\Phi_1, \dots, \Phi_n \models \Phi$.

Пример. Методом резолюций проверим логическое следование:

$$(\neg X \Rightarrow Z), (Y \Rightarrow W), ((W \wedge Z) \Rightarrow V), (\neg V) \models X \vee \neg Y$$

Данное соотношение равносильно условию

$$(\neg X \Rightarrow Z), (Y \Rightarrow W), ((W \wedge Z) \Rightarrow V), (\neg V), \neg(X \vee \neg Y) \models,$$

т.е. условию противоречивости формулы

$$\Psi = (\neg X \Rightarrow Z) \wedge (Y \Rightarrow W) \wedge ((W \wedge Z) \Rightarrow V) \wedge (\neg V) \wedge \neg(X \vee \neg Y).$$

Найдем КНФ этой формулы: $\Psi = (X \vee Z) \wedge (\neg Y \vee W) \wedge (\neg(W \wedge Z) \vee V) \wedge \neg V \wedge (\neg X \wedge Y) = (X \vee Z) \wedge (\neg Y \vee W) \wedge (\neg W \vee \neg Z \vee V) \wedge \neg V \wedge \neg X \wedge Y$.

Рассмотрим множество дизъюнктов

$S = \{X \vee Z, \neg Y \vee W, \neg W \vee \neg Z \vee V, \neg V, \neg X, Y\}$. Построим резолютивный вывод значения 0 из этого множества S :

$$\Phi_1 = \text{Res}_X(X \vee Z, \neg X) = Z$$

$$\Phi_2 = \text{Res}_Y(\neg Y \vee W, Y) = W$$

$$\Phi_3 = \text{Res}_Z(\neg W \vee \neg Z \vee V, Z) = \neg W \vee V$$

$$\Phi_4 = \text{Res}_W(\Phi_2, \Phi_3) = V$$

$$\Phi_5 = \text{Res}(\Phi_4, \neg V) = 0$$

Таким образом, множество дизъюнктов формулы Ψ противоречно и, значит, выполняется исходное логическое следование.

Алгоритм проверки тождественной истинности формулы Φ :

1. Рассмотреть формулу $\Psi = \neg\Phi$ и найти ее КНФ $\Psi = D_1 \wedge \dots \wedge D_m$.
2. Найти резолютивный вывод значения 0 из множества $S = \{D_1, \dots, D_m\}$.
3. Если такой вывод существует, то выполняется $\models \Phi$.

Пример. Методом резолюций проверить тождественную истинность формулы

$$\Phi = (X \Rightarrow Y) \Rightarrow ((X \Rightarrow \neg Y) \Rightarrow \neg X)$$

Решение. По критерию логического следования тавтологии $\models \Phi$ равносильности противоречивости формулы:

$$\Psi = \neg \Phi = \neg((X \Rightarrow Y) \Rightarrow ((X \Rightarrow \neg Y) \Rightarrow \neg X)).$$

Найдем КНФ этой формулы

$$\Psi = \neg(\neg(\neg X \vee Y) \vee (\neg(\neg X \vee \neg Y) \vee \neg X)) = (\neg X \vee Y) \wedge (\neg X \vee \neg Y) \wedge X.$$

Рассмотрим множество дизъюнктов полученной КНФ формулы Ψ :

$$S = \{\neg X \vee Y, \neg X \vee \neg Y, X\}$$

Построим резолютивный вывод значения 0 из этого множества S :

$$\Phi_1 = \neg X \vee Y$$

$$\Phi_2 = \neg X \vee \neg Y$$

$$\Phi_3 = \text{Res}_Y(\Phi_1, \Phi_2) = \text{Res}_Y(\neg \vee Y, \neg X \vee \neg Y) = \neg X \vee \neg X = \neg X$$

$$\Phi_4 = X$$

$$\Phi_5 = \text{Res}(\Phi_3, \Phi_4) = \text{Res}(\neg X, X) = 0$$

Таким образом, из множества дизъюнктов S резолютивно выводится значение 0 и по основной теореме множество S противоречиво.

Следовательно, формула Ψ противоречива и выполняется $\models \Phi$.

8 Понятие предиката и его множества истинности. Перенесение на предикаты логических операций

Логика предикатов. Понятие предиката.

Выразительные средства алгебры высказываний недостаточны для описания утверждений со сложной логической структурой субъектно-предикатных рассуждений, в которых используются не только понятие *субъекта* (как объекта, о котором говорится в рассуждении), но и понятие *предиката* (как выраженного сказуемыми свойства объектов рассуждения).

Определение 27. *Предикатом* называется утверждение, содержащее переменные x_1, \dots, x_n , которое превращается в высказывание при замене этих переменных конкретными объектами из некоторой области возможных значений.

Обозначаются предикаты P, Q, \dots

Определение 28. Переменные x_1, \dots, x_n называются *предметными* или *индивидуальными переменными*. Число предметных переменных в предикате называется его *арностью* или *местностью*.

Более точно, предикат P с n предметными переменными называется *n -арным* или *n -местным предикатом* и обозначается $P(x_1, \dots, x_n)$.

Предикат $P(x_1, \dots, x_n)$ является функцией, которая каждому набору значений $x_1 = a_1, \dots, x_n = a_n$ его n предметных переменных x_1, \dots, x_n ставит в соответствие некоторое высказывание $P(a_1, \dots, a_n)$, имеющее определенное истинностное значение $\lambda(P(a_1, \dots, a_n))$.

Если отвлечься от содержания высказываний и учитывать только их истинностные значения, то предикат можно рассматривать как функцию со значениями в множестве $\{0, 1\}$.

Рассматривая такую функцию на некотором фиксированном множестве M допустимых значений предметных переменных предиката, получим n -арное отношение на множестве M , состоящее из всех таких упорядоченных наборов (a_1, \dots, a_n) n элементов $a_1, \dots, a_n \in M$, для которых $P(a_1, \dots, a_n)$ является истинным высказыванием.

Такое n -арное отношение обозначается символом P^+ и называется *множеством истинности* предиката P на множестве M .

Функция $P : M^n \rightarrow \{0, 1\}$ определяется двумя множествами:

1. *Множество истинности:*

$$P^+ = \{(a_1, \dots, a_n) \in M^n : \lambda(P(a_1, \dots, a_n)) = 1\}$$

2. *Множество ложности:*

$$P^- = \{(a_1, \dots, a_n) \in M^n : \lambda(P(a_1, \dots, a_n)) = 0\}$$

Пример. Пусть M — множество студентов вуза.

Предикаты:

$P(x)$ — « x есть студент 1-ой группы»,

$Q(x)$ — «студент x есть отличник».

Множеством истинности P^+ на множестве M является множество студентов 1-ой группы вуза и множеством истинности Q^+ на множестве M является множество всех отличников вуза.

Пример. Пусть M — множество вещественных чисел \mathbb{R} .

Предикаты:

$P(x)$ — утверждение « $x > 0$ »,

$Q(x)$ — утверждение « $(x - 1)(x^2 - 2) = 0$ ».

Множеством истинности предиката P на множестве $M = \mathbb{R}$ является множество всех положительных вещественных чисел и множеством истинности предиката Q на множестве $M = \mathbb{R}$ является множество $Q^+ = \{1, \sqrt{2}, -\sqrt{2}\}$.

Определение 29. Предикат $P(x_1, \dots, x_n)$ на множестве M называется:

- *Тождественно истинным*, если для любых значений $x_1 = a_1 \in M, \dots, x_n = a_n \in M$ высказывание $P(a_1, \dots, a_n)$ истинно, т.е. $P^+ = M^n$.
- *Тождественно ложным*, если для любых значений $x_1 = a_1 \in M, \dots, x_n = a_n \in M$ высказывание $P(a_1, \dots, a_n)$ ложно, т.е. $P^+ = \emptyset$.
- *Выполнимым*, если для некоторых значений $x_1 = a_1 \in M, \dots, x_n = a_n \in M$ высказывание $P(a_1, \dots, a_n)$ истинно, т.е. $P^+ \neq \emptyset$.
- *Опровержимым*, если для некоторых значений $x_1 = a_1 \in M, \dots, x_n = a_n \in M$ высказывание $P(a_1, \dots, a_n)$ ложно, т.е. $P^+ \neq M^n$.

Алгебра предикатов

Определение 30. *Отрицание n -местного предиката $P(x_1, \dots, x_n)$ определяется как n -местный предикат $\neg P$, который при подстановке значений $x_1 = a_1, \dots, x_n = a_n$ превращается в высказывание $\neg P(a_1, \dots, a_n)$, являющееся отрицанием высказывания $P(a_1, \dots, a_n)$.*

Определение 31. *Конъюнкция n -местных предикатов $P(x_1, \dots, x_n)$ и $Q(x_1, \dots, x_n)$ определяется как n -местный предикат $P \wedge Q$, который при подстановке значений $x_1 = a_1, \dots, x_n = a_n$ превращается в высказывание $P \wedge Q(a_1, \dots, a_n)$, являющееся конъюнкцией высказываний $P(a_1, \dots, a_n)$ и $Q(a_1, \dots, a_n)$.*

Для любого множества M допустимых значений предметных переменных предикатов множества истинности предикатов взаимосвязаны с логическими операциями по следующим формулам:

$$\begin{aligned} (\neg P)^+ &= M^n \setminus P^+ \\ (P \wedge Q)^+ &= P^+ \cap Q^+ \\ (P \vee Q)^+ &= P^+ \cup Q^+ \\ (P \Rightarrow Q)^+ &= (\neg P)^+ \cup Q^+ \\ (P \Leftrightarrow Q)^+ &= (P \Rightarrow Q)^+ \cap (Q \Rightarrow P)^+ \end{aligned}$$

Пример. Пусть на множестве вещественных чисел \mathbb{R} предикат $P(x)$ выражается неравенством $f(x) \leq 0$, и предикат $Q(x)$ выражается неравенством $g(x) \leq 0$.

Тогда система неравенств $\begin{cases} f(x) \leq 0 \\ g(x) \leq 0 \end{cases}$ определяется как конъюнкция

предикатов $P \wedge Q$ и, значит, имеет множество решений $(P \wedge Q)^+ = P^+ \cap Q^+$, равное пересечению множеств решений неравенств системы.

Совокупность неравенств $\begin{cases} f(x) \leq 0, \\ g(x) \leq 0 \end{cases}$ определяется как дизъюнкция

предикатов $P \vee Q$ и, значит, имеет множество решений $(P \vee Q)^+ = P^+ \cup Q^+$, равное объединению множеств решений неравенств системы.

9 Кванторы общности и существования, их действие на предикат. Свободные и связанные переменные

Определение 32. Результатом действия квантора общности $(\forall x_1)$ по переменной x_1 на n -местный предикат $P(x_1, \dots, x_n)$ называется $(n-1)$ -местный предикат $(\forall x_1)P(x_1, x_2, \dots, x_n)$, который зависит от переменных x_2, \dots, x_n и который при значениях $x_2 = a_2, \dots, x_n = a_n$ в том и только том случае истинен на множестве M допустимых значений переменной x_1 , если при любых значениях $x_1 = a_1 \in M$ высказывание $P(a_1, a_2, \dots, a_n)$ истинно.

Определение 33. Результатом действия квантора существования $(\exists x_1)$ по переменной x_1 на n -местный предикат $P(x_1, \dots, x_n)$ называется $(n-1)$ -местный предикат $(\exists x_1)P(x_1, x_2, \dots, x_n)$, который зависит от переменных x_2, \dots, x_n и который при значениях $x_2 = a_2, \dots, x_n = a_n$ в том и только том случае истинен на множестве M допустимых значений переменной x_1 , если при некотором значении $x_1 = a_1 \in M$ высказывание $P(a_1, a_2, \dots, a_n)$ истинно.

Определение 34. Квантор существования и единственности $(\exists!x)$ определяется для сокращения записи следующей формулы $(\exists!x)P(x) = (\exists x)(P(x) \wedge ((\forall y)(P(y) \Rightarrow x = y)))$.

Результат действия такого квантора на предикат $P(x)$ обозначается $(\exists!x)P(x)$ и читается «существует и единственен x , для которого выполняется $P(x)$ ».

Определение 35. Ограниченный квантор существования $\exists Q(x)$ определяется как сокращение записи следующей формулы $(\exists x)(Q(x) \wedge \dots)$.

Результат действия такого квантора на предикат $P(x)$ обозначается $(\exists Q(x))P(x) = (\exists x)(Q(x) \wedge P(x))$ и читается «существует x , удовлетворяющий $Q(x)$, для которого выполняется $P(x)$ ».

Определение 36. Ограниченный квантор общности $\forall Q(x)$ определяется как сокращение записи следующей формулы $(\forall x)(Q(x) \Rightarrow \dots)$.

Результат действия такого квантора на предикат $P(x)$ обозначается $(\forall Q(x))P(x) = (\forall x)(Q(x) \Rightarrow P(x))$ и читается «для всех x , удовлетворяющих $Q(x)$, выполняется $P(x)$ ».

Определение 37. Если в формулу Φ входят переменные x_1, \dots, x_n , то записывают $\Phi(x_1, \dots, x_n)$. Вхождение предметной переменной x в формулу Φ называется *связным*, если она находится в области действия одного из кванторов по этой переменной; в противном случае — *свободным*.

10 Формулы алгебры предикатов

Определение 38. *Алгеброй предикатов* называется множество всех предикатов \mathcal{P} с логическими операциями $\neg, \wedge, \vee, \Rightarrow, \Leftrightarrow$ и операциями квантификации $(\forall x), (\exists x)$ для всех предметных переменных x .

Свойства алгебры предикатов \mathcal{P} описываются с помощью специальных формул, которые строятся из символов предикатов и предметных переменных с помощью специальных вспомогательных символов — скобок и знаков логических операций над предикатами.

Алфавит алгебры предикатов состоит из следующих символов:

1. *Предметные переменные* x_1, x_2, \dots , которые используются для обозначения элементов множества допустимых значений
2. *n –местные предикатные символы* P, Q, \dots , которые используются для обозначения n –местных предикатов на множестве допустимых значений
3. Символы логических операций $\neg, \wedge, \vee, \Rightarrow, \Leftrightarrow, \forall, \exists$
4. Вспомогательные символы $(,)$ и другие

Определение 39. *Формулы* алгебры предикатов определяются по индукции следующим образом:

1. Для любого n –местного предикатного символа P и любых n предметных переменных x_1, \dots, x_n выражение $P(x_1, \dots, x_n)$ есть формула, которая называется *элементарной* (или *атомарной*) *формулой*.
2. Если Φ, Ψ — формулы, то формулами являются также выражения $(\neg\Phi), (\Phi \wedge \Psi), (\Phi \vee \Psi), (\Phi \Rightarrow \Psi), (\Phi \Leftrightarrow \Psi)$.
3. Если Φ — формула и x — предметная переменная, то формулами являются также выражения $(\forall x)\Phi, (\exists x)\Phi$; при этом переменная x и формула Φ называются *областью действия* соответствующего *квантора*.

Определение 40. Если в формулу Φ входят переменные x_1, \dots, x_n , то записывают $\Phi = \Phi(x_1, \dots, x_n)$.

Вхождение предметной переменной x в формулу Φ называется *связным*, если она находится в области действия одного из кванторов по этой переменной; в противном случае вхождение предметной переменной x в формулу Φ называется *свободным*.

Формула без свободных вхождений переменных называется *замкнутой формулой* или *предложением*.

Фактически формуле определяет предикат с переменными, которые входят в формулу свободно.

11 Интерпретация формул алгебры предикатов

Интерпретации формул алгебры предикатов

Определение 41. *Область интерпретации* — непустое множество M , которое является областью возможных значений всех предметных переменных.

n —местным предикатным символам P присваиваются конкретные значения P_M n —местных предикатов на множестве M .

Соответствие $\beta : P \mapsto P_M$ называется *интерпретацией предикатных символов*.

Область интерпретации M вместе с интерпретацией предикатных символов β называется *интерпретацией формул алгебры предикатов* и обозначается (M, β) или просто M .

Определение 42. При наличии интерпретации M конкретные значения предметным переменным формул алгебры предикатов присваиваются с помощью отображения a множества всех предметных переменных X в область интерпретации M .

Такие отображения называются *оценками* предметных переменных.

Определение 43. *Выполнимость формулы* Φ в интерпретации M при оценке a обозначается $M \models_a \Phi$ — читается «формула Φ истинна в интерпретации M при оценке a » и определяется следующим образом:

1. Если $\Phi = P(x_1, \dots, x_n)$ для n —местного предикатного символа P и предметных переменных x_1, \dots, x_n , то $M \models_a \Phi$ тогда и только тогда, когда высказывание $P_M(a(x_1), \dots, a(x_n))$ истинно.
2. Если $\Phi = \neg\Psi$ для формулы Ψ , то $M \models_a \Phi$ тогда и только тогда, когда неверно, что $M \models_a \Psi$.
3. Если $\Phi = \Phi_1 \wedge \Phi_2$ для формул Φ_1, Φ_2 , то $M \models_a \Phi$ тогда и только тогда, когда $M \models_a \Phi_1$ и $M \models_a \Phi_2$.
4. Если $\Phi = \Phi_1 \vee \Phi_2$ для формул Φ_1, Φ_2 , то $M \models_a \Phi$ тогда и только тогда, когда $M \models_a \Phi_1$ или $M \models_a \Phi_2$.
5. Если $\Phi = \Phi_1 \Rightarrow \Phi_2$ для формул Φ_1, Φ_2 , то $M \models_a \Phi$ тогда и только тогда, когда неверно, что $M \models_a \Phi_1$ и $M \models_a \neg\Phi_2$.
6. Если $\Phi = \Phi_1 \Leftrightarrow \Phi_2$ для формул Φ_1, Φ_2 , то $M \models_a \Phi$ тогда и только тогда, когда $M \models_a \Phi_1$, $M \models_a \Phi_2$ одновременно верны или нет.

7. Если $\Phi = (\forall x)\Psi$ для некоторой формулы Ψ , то $M \models_a \Phi$ тогда и только тогда, когда $M \models_{a'} \Psi$ для всех оценок a' , отличающихся от оценки a возможно только на элементе x .

8. Если $\Phi = (\exists x)\Psi$ для некоторой формулы Ψ , то $M \models_a \Phi$ тогда и только тогда, когда $M \models_{a'} \Psi$ для некоторой оценки a' , отличающейся от оценки a возможно только на элементе x .

Пример. $M \models_a P(x) \Leftrightarrow Q(x)$ равносильно истинности высказывания

$$P_M(a(x)) \Leftrightarrow Q_M(a(x))$$

Пример. $M \models_a P(x) \Rightarrow Q(x)$ равносильно истинности высказывания

$$P_M(a(x)) \Rightarrow Q_M(a(x))$$

Классификация формул алгебры предикатов

Определение 44. В интерпретации M формула Φ называется:

- *Общезначимой* или (*тождественно истинной*), если $M \models_a \Phi$ при любых оценках a
- *Выполнимой*, если $M \models_a \Phi$ для некоторой оценки a
- *Опровержимой*, если для некоторой оценки a неверно, что $M \models_a \Phi$
- *Тождественно ложной*, если для любой оценки a неверно, что $M \models_a \Phi$

Формула Φ *общезначима* в интерпретации M (с интерпретацией P_M n -арных предикатных символов P), если она превращается в тождественно истинный на множестве M предикат.

Символическая запись $M \models \Phi$.

Формула Φ в интерпретации M *выполнима*, *опровержима* или *тождественно ложна*, если она превращается соответственно в выполнимый, опровержимый или тождественно ложный на множестве M предикат P_M .

Пример. $M \models_a P(x) \Leftrightarrow Q(x)$ равносильно $P_M(a(x)) \Leftrightarrow Q_M(a(x))$

$M \models_a P(x) \Rightarrow Q(x)$ равносильно $P_M(a(x)) \Rightarrow Q_M(a(x))$

$M \models P(x) \Leftrightarrow Q(x)$ равносильно $P_M^+ = Q_M^+$

$M \models P(x) \Rightarrow Q(x)$ равносильно $P_M^+ \subset Q_M^+$

$M \models (\forall x)P(x)$ равносильно $P_M^+ = M$

$M \models (\exists x)P(x)$ равносильно $P_M^+ \neq \emptyset$

Определение 45. Формула Φ называется *тождественно истинной*, если она тождественно истинна в любой интерпретации M . Такая формула называется также *общезначаимой формулой*, или *тавтологией алгебры предикатов* и обозначается $\models \Phi$.

Множество всех тавтологий алгебры предикатов обозначим $\mathcal{T}_{\text{АП}}$.

Определение 46. Формула Φ называется *тождественно ложной* или *противоречием*, если она тождественно ложна в любой интерпретации M .

По определению противоречивость формулы Φ равносильна условию $\models \neg \Phi$.

Определение 47. Формула Φ называется *выполнимой*, если она выполняется хотя в одной интерпретации M , которая называется *моделью* этой формулы.

Таким образом, получаем определение 44.

Замечание. Если формула Φ является предложением, то она не содержит свободных вхождений переменных и, следовательно, не зависит от оценок a предметных переменных в области интерпретации M .

Значит, предложение Φ в интерпретации M общезначимо в том и только том случае, если оно выполнимо (т.е. выполняется хотя бы при одной оценке a предметных переменных в области интерпретации M).

12 Логическое равенство формул алгебры предикатов. Свойства логических операций над предикатами

Тавтологии алгебры предикатов

Любая тавтология алгебры высказываний является тавтологией алгебры предикатов. Более того, тавтологии алгебры высказываний дают возможность легко получать тавтологии алгебры предикатов с помощью следующего очевидного результата.

Лемма (1). Если $\Phi(X_1, \dots, X_n)$ — тавтология алгебры высказываний, то для любых формул алгебры предикатов Φ_1, \dots, Φ_n формула $\Phi(\Phi_1, \dots, \Phi_n)$ является тавтологией алгебры предикатов.

С другой стороны, в алгебре предикатов можно получить много принципиально новых тавтологий с помощью следующих свойств кванторов.

Лемма (2). Для любых формул Φ, Ψ следующие формулы являются тавтологиями:

1. $\neg(\forall x)\Phi \Leftrightarrow (\exists x)\neg\Phi \quad \neg(\exists x)\Phi \Leftrightarrow (\forall x)\neg\Phi$
 $(\forall x)\Phi \Leftrightarrow \neg(\exists x)\neg\Phi \quad (\exists x)\Phi \Leftrightarrow \neg(\forall x)\neg\Phi$
2. $(\forall x)(\forall y)\Phi \Leftrightarrow (\forall y)(\forall x)\Phi$
 $(\exists x)(\forall y)\Phi \Rightarrow (\forall y)(\exists x)\Phi$
3. $(\forall x)(\Phi \wedge \Psi) \Leftrightarrow (\forall x)\Phi \wedge (\forall x)\Psi$
 $(\exists x)(\Phi \vee \Psi) \Leftrightarrow (\exists x)\Phi \vee (\exists x)\Psi$
4. $(\forall x)(\Phi \pi \Psi) \Leftrightarrow (\forall x)\Phi \pi \Psi$, где π — символ одной из операций \wedge, \vee
5. $(\exists x)(\Phi \pi \Psi) \Leftrightarrow (\exists x)\Phi \pi \Psi$, где π — символ одной из операций \wedge, \vee
 если в формулу Ψ предметная переменная x не входит свободно, а также
6. $(\forall x)(\Phi \Rightarrow \Psi) \Leftrightarrow ((\exists x)\Phi \Rightarrow \Psi)$
 $(\exists x)(\Phi \Rightarrow \Psi) \Leftrightarrow ((\forall x)\Phi \Rightarrow \Psi)$
7. $(\forall x)(\Psi \Rightarrow \Phi) \Leftrightarrow (\Psi \Rightarrow (\forall x)\Phi)$
 $(\exists x)(\Psi \Rightarrow \Phi) \Leftrightarrow (\Psi \Rightarrow (\exists x)\Phi)$

Логическая равносильность формул алгебры предикатов

Определение 48. Формулы алгебры предикатов Φ, Ψ называются *логически равносильными*, если результат применения к ним логической операции эквивалентность $\Phi \Leftrightarrow \Psi$ является тавтологией. В этом случае записывают $\Phi \equiv \Psi$, или просто $\Phi = \Psi$. Таким образом, $\Phi = \Psi$ означает, что $\models \Phi \Leftrightarrow \Psi$.

Теорема 7 (Теорема 1. Взаимосвязь между кванторами). *Для любой формулы Φ справедливы равенства:*

$$(\forall x)(\forall y)\Phi = (\forall y)(\forall x)\Phi, \quad (\exists x)(\exists y)\Phi = (\exists y)(\exists x)\Phi.$$

С другой стороны, если в формулу Φ предметные переменные x, y входят свободно, то равенство $(\forall y)(\exists x)\Phi = (\exists x)(\forall y)\Phi$ не выполняется, так как в этом случае формула $(\forall y)(\exists x)\Phi \Rightarrow (\exists x)(\forall y)\Phi$ не является тавтологией

Теорема 8 (Теорема 2). *Пусть формула $\Phi(x)$ не содержит предметную переменную y и формула $\Phi(y)$ получается из $\Phi(x)$ заменой всех свободных вхождений переменной x на предметную переменную y .*

Тогда формулы $(\forall x)\Phi(x)$ и $(\exists x)\Phi(x)$ будут логически равносильны соответственно формулам $(\forall y)\Phi(y)$ и $(\exists y)\Phi(y)$, т.е. выполняются равенства:

$$(\forall x)\Phi(x) = (\forall y)\Phi(y) \text{ и } (\exists x)\Phi(x) = (\exists y)\Phi(y).$$

Теорема 9 (Теорема 3. Законы де Моргана для кванторов). *Для любой формулы Φ справедливы следующие утверждения:*

$$\begin{aligned} \neg(\forall x)\Phi &= (\exists x)\neg\Phi & \neg(\exists x)\Phi &= (\forall x)\neg\Phi \\ (\forall x)\Phi &= \neg(\exists x)\neg\Phi & (\exists x)\Phi &= \neg(\forall x)\neg\Phi \end{aligned}$$

Теорема 10 (Теорема 4. Взаимосвязь кванторов с конъюнкцией и дизъюнкцией). *Для любых формул Φ, Ψ справедливы следующие утверждения:*

$$\begin{aligned} (\forall x)(\Phi \wedge \Psi) &= (\forall x)\Phi \wedge (\forall x)\Psi \\ (\exists x)(\Phi \vee \Psi) &= (\exists x)\Phi \vee (\exists x)\Psi \end{aligned}$$

Если в формулу Ψ предметная переменная x не входит свободно, то справедливы также утверждения:

$$\begin{aligned} (\forall x)\Phi \pi \Psi &= (\forall x)(\Phi \pi \Psi), \\ (\exists x)\Phi \pi \Psi &= (\exists x)(\Phi \pi \Psi), \end{aligned}$$

где π – символ одной из операций \wedge, \vee .

Теорема 11 (Теорема 6. Взаимосвязь кванторов с импликацией). *Если в формулу Φ предметная переменная x не входит свободно, то для любой формулы Ψ справедливы следующие утверждения:*

$$(\forall x)(\Phi \Rightarrow \Psi) = \Phi \Rightarrow (\forall x)\Psi$$

$$(\exists x)(\Phi \Rightarrow \Psi) = \Phi \Rightarrow (\exists x)\Psi$$

Если же предметная переменная x не входит свободно в формулу Ψ , то для любой формулы Φ справедливы утверждения:

$$(\forall x)(\Phi \Rightarrow \Psi) = (\exists x)\Phi \Rightarrow \Psi$$

$$(\exists x)(\Phi \Rightarrow \Psi) = (\forall x)\Phi \Rightarrow \Psi$$

Следствие (Следствие 7). *Любая формула Φ представляется в следующем виде:*

$$\Phi = (K_1x_1) \dots (K_nx_n)\Psi,$$

где K_1, \dots, K_n – некоторые кванторы и Ψ – формула без кванторов.

Таким образом, каждая формула Φ логически равносильна формуле $(K_1x_1) \dots (K_nx_n)\Psi$, в которой все кванторы стоят в самом начале формулы и которая называется предваренной нормальной формой (сокращенно ПНФ) формулы Φ .

13 Логическое следование формул алгебры предикатов

Логическое следование формул алгебры предикатов

С помощью логического следования формул определяются общие способы доказательства взаимосвязи между истинностными значениями утверждений посредством исследования формальной структуры этих утверждений.

Определение 49. Формула Φ алгебры предикатов называется *логическим следствием* формулы Ψ , если $\models \Psi \Rightarrow \Phi$, т.е. в любой интерпретации M формула Φ выполняется при любой оценке предметных переменных a , при которой выполняется формула Ψ .

Определение 50. Формула Φ называется *логическим следствием множества формул* Γ , если в любой интерпретации M формула Φ выполняется при любой оценке предметных переменных a , при которой выполняются все формулы из Γ .

Такое логическое следствие обозначается $\Gamma \models \Phi$ и называется *логическим следованием*. При этом формулы из Γ называются *посылками* и формула Φ – *следствием* логического следования $\Gamma \models \Phi$.

В случае, когда $\Gamma = \Phi_1, \dots, \Phi_m$ записывают $\Phi_1, \dots, \Phi_m \models \Phi$.

Определение 51. Множество формул Γ называется *противоречивым*, если из него логическим следствием является любая (в том числе и тождественно ложная) формула Φ .

Символически это записывается $\Gamma \models$.

Лемма (Лемма 1. Критерии логического следования). Условие $\Phi_1, \dots, \Phi_m \models \Phi$ равносильно каждому из следующих условий:

- $\Phi_1 \wedge \dots \wedge \Phi_m \models \Phi$
- $\models \Phi_1 \wedge \dots \wedge \Phi_m \Rightarrow \Phi$
- $\Phi_1, \dots, \Phi_m, \neg \Phi \models$

В частности, $\Phi \models \Psi$ равносильно $\models \Phi \Rightarrow \Psi$.

Отсюда также следует, что $\Phi = \Psi$ равносильно тому, что $\Phi \models \Psi$ и $\Psi \models \Phi$.

Основные правила логического следования

1. *Правило отделения* (или правило *модус поненс* – от лат. modus ponens)

$$\Phi, \Phi \Rightarrow \Psi \models \Psi$$

2. *Правило модус толленс* (от лат. modus tollens)

$$\Phi \Rightarrow \Psi, \neg \Psi \models \neg \Phi$$

3. *Правило контрапозиции*

$$\Phi \Rightarrow \Psi \models \neg \Psi \Rightarrow \neg \Phi$$

4. *Правило цепного заключения*

$$\Phi_1 \Rightarrow \Phi_2, \Phi_2 \Rightarrow \Phi_3 \models \Phi_1 \Rightarrow \Phi_3$$

14 Предваренная нормальная форма (ПНФ) формул алгебры предикатов

Определение 52. Любая формула Φ представляется в следующем виде:

$$\Phi = (K_1x_1) \dots (K_nx_n)\Psi,$$

где K_1, \dots, K_n – некоторые кванторы и Ψ – формула без кванторов.

Таким образом, каждая формула Φ логически равносильна формуле $(K_1x_1) \dots (K_nx_n)\Psi$, в которой все кванторы стоят в самом начале формулы и которая называется *предваренной* или *пренексной нормальной формой* (сокращенно ПНФ) формулы Φ .

При этом последовательность кванторов $(K_1x_1) \dots (K_nx_n)$ называется *кванторной приставкой* и формула Ψ называется *конъюнктивным ядром* формулы Φ .

Алгоритм приведения формулы Φ к ПНФ:

1. Преобразуем формулу Φ в эквивалентную ей формулу Φ' , которая не содержит импликации и эквивалентности и в которой отрицание действует только на элементарные формулы;
2. В Φ' все кванторы последовательно выносим вперед по теореме 5, при этом кванторы общности $(\forall x)$ выносятся из конъюнкции и кванторы существования $(\exists x)$ выносятся из дизъюнкции, а для выноса кванторов общности $(\forall x)$ из дизъюнкции и кванторов существования $(\exists x)$ из конъюнкции переименовываем связанные переменные x в новые переменные y , которые не входят в рассматриваемую формулу.

15 Скулемовская стандартная форма (ССФ) формул алгебры предикатов

Элиминация кванторов существования

Пусть замкнутая формула исчисления предикатов Φ находится в ПНФ:

$$\Phi = (K_1 x_1) \dots (K_n x_n) \Psi,$$

где K_1, \dots, K_n – некоторые кванторы и $\Psi = \Psi(x_1, \dots, x_n)$ – конъюнктивное ядро формулы Φ , т.е. бескванторная формула со свободными переменными x_1, \dots, x_n , находящаяся в ПНФ.

В кванторной приставке формулы Φ можно удалить любой квантор существования $(\exists x_s)$ для $1 \leq s \leq n$ по следующему правилу:

1. Если левее квантора существования $\exists x_s$ в формуле Φ не стоит никакой квантор общности, то выбираем новый предметный символ c , заменяем этим символом c все вхождения переменной x_s в конъюнктивное ядро формулы Φ и вычеркиваем $(\exists x_s)$ из кванторной приставки формулы Φ .
2. Если же левее квантора существования $\exists x_s$ стоят кванторы общности

$$(\forall x_{s_1}), \dots, (\forall x_{s_m})$$

для значений $1 \leq s_1 \leq \dots \leq s_m \leq s$, то выбираем новый m -арный функциональный символ f , заменяем все вхождения переменной x_s в конъюнктивное ядро формулы Φ выражением $f(x_{s_1}, \dots, x_{s_m})$ и вычеркиваем $(\exists x_s)$ из кванторной приставки формулы Φ .

В результате такой замены всех кванторов существования в формуле Φ получим замкнутую ПНФ Φ' , кванторная приставка которой получается из кванторной приставки формулы Φ удалением всех кванторов существования и которая содержит новые символы – функциональные или предметные.

При этом формула Φ выполнима или противоречива одновременно с формулой Φ' .

Рассмотренный прием удаления квантора существования был введен Скулемом и называется *скулемизацией формул*. Вводимые в процессе скулемизации новые функциональные и предметные символы называются *функторами Скулема* или *скулемовскими функциями*.

Полученную в результате скулемизации замкнутую ПНФ Φ' называют *скулемовской стандартной формой* (сокращенно ССФ).

Теорема 12. Любая замкнутая формула исчисления предикатов Φ эффективно преобразуется (с помощью определенного алгоритма) в логически эквивалентную ей скунемовскую стандартную форму Φ' , которая называется скунемовской стандартной формой (сокращенно ССФ) формулы Φ .

При этом формула Φ выполнима или противоречива одновременно с ее ССФ.

Пример. Результатом скунемизации формулы

$$(\forall x)(\exists z)(\forall y)(\exists w)((\neg P(x) \vee R(y)) \wedge P(z) \wedge \neg R(w))$$

является следующая ССФ

$$(\forall x)(\forall y)((\neg P(x) \vee R(y)) \wedge P(f(x)) \wedge \neg R(g(x, y))).$$

16 Сведение проблемы общезначимости формул к проблеме противоречивости систем дизъюнктов

Проблема общезначимости формул алгебры предикатов

Определение истинности формул вводится с помощью их интерпретаций в конкретных допустимых множествах M с первоначально фиксированными предикатными символами этих формул.

Так как множество таких интерпретаций бесконечно (они могут иметь как конечные, так и бесконечные области интерпретации), то в этом случае проверить тождественную истинность рассматриваемой формулы на всех таких интерпретациях практически невозможно.

Пример. Формула

$$\Phi = (\forall x)\neg P(x, x) \wedge (\forall x)(\forall y)(\forall z)(P(x, y) \wedge P(y, z) \Rightarrow P(x, z)) \Rightarrow (\exists x)(\forall y)\neg P(x, y)$$

общезначима в любой конечной интерпретации, но не выполнима и интерпретации $M = N$ с отношением $P_M(x, y) = (x < y)$.

Альтернативный подход к проверке общезначимости формулы Φ основывается на попытке построения интерпретации, опровергающей данную формулу.

Если из предположения существования такой интерпретации получается противоречие, то формула Φ общезначима.

В противном случае на основе полученных условий для входящих в формулу Φ предикатов, алгебраических операций и констант строится интерпретация, опровергающая эту формулу Φ , и в этом случае формула Φ не является общезначимой.

Метод Эрбрана

Таким образом, доказательство тождественной истинности замкнутой формулы Φ равносильно доказательству противоречивости ее отрицания $\neg\Phi$.

Далее рассматривается задача доказательства противоречивости замкнутой формулы Φ .

Правило 1. Противоречивость замкнутой формулы алгебры предикатов Φ равносильна противоречивости ее скелемовской стандартной

формы Φ' , которая является универсально замкнутой формулой

$$\Phi' = (\forall_{i_1} x_{i_1}) \dots (\forall_{i_k} x_{i_k}) \Psi$$

с конъюнктивным ядром $\Psi = D_1 \wedge \dots \wedge D_m$, где D_1, \dots, D_m – некоторые дизъюнкты литер алгебры предикатов.

С другой стороны, универсально замкнутая формула Φ' противоречива в том и только том случае, если она невыполнима.

Доказательство противоречивости (т.е. невыполнимости) замкнутой формулы Φ' сводится к доказательству невыполнимости множества дизъюнктов $S = \{D_1, \dots, D_m\}$.

Эрбран показал, что при доказательстве невыполнимости такого множества формул S можно ограничиться рассмотрением интерпретаций в одной специальной области интерпретации, которая называется *эрбрановским универсумом* и состоит из функциональных выражений от констант из S .

Правило 2. Доказательство противоречивости формул алгебры предикатов сводится к доказательству противоречивости конечных множеств дизъюнктов S .

Для этого строится резолютивный вывод 0 из множества дизъюнктов S .

17 Унификация формул

Унификаторы формул

Пример. В алгебре высказываний контрарные литеры $X, \neg X$.

В алгебре предикатов литеры $P(a, y), \neg P(x, f(b))$ не являются контрарными, но при замене переменных $\theta = \begin{pmatrix} x & y \\ a & f(b) \end{pmatrix}$ получаем контрарные литеры $P(a, f(b)), \neg P(a, f(b))$.

Определение 53. Элементы области интерпретации могут описываться не только с помощью предметных переменных, но и с помощью так называемых *термов* – специальных выражений языка, которые индуктивно определяются следующим образом:

1. Все предметные переменные и предметные символы формулы являются термами
2. Если f – n -арный функциональный символ формулы и t_1, \dots, t_n – термы, то выражение $f(t_1, \dots, t_n)$ является термом

Пусть S – множество формул алгебры предикатов.

Обозначим X_S, C_S , и F_S соответственно множества всех предметных переменных, предметных символов и функциональных символов, встречающихся в формулах множества S . Пусть A_S – объединение множеств X_S и C_S с добавленным новым постоянным символом a , если $C_S = \emptyset$.

На множестве A_S определяется множество всех термов T_S множества S с функциональными символами из множества F_S . В частности, каждая переменная $x \in X_S$ является термом из множества T_S и, значит, $X_S \subset T_S$.

Определение 54. Отображения θ множества переменных X_S в множество термов T_S называются *подстановками* и обозначаются

$$\theta = \begin{pmatrix} x_1 & \dots & x_n \\ t_1 & \dots & t_n \end{pmatrix},$$

где $t_i = \theta(x_i)$ для всех $x_i \in \text{sup}\theta$, удовлетворяющих $\theta(x_i) \neq x_i (i = \overline{1, n})$.

Композиция подстановок

$$\theta = \begin{pmatrix} x_1 & \dots & x_n \\ t_1 & \dots & t_n \end{pmatrix}, \lambda = \begin{pmatrix} y_1 & \dots & y_m \\ s_1 & \dots & s_m \end{pmatrix}$$

является подстановкой

$$\theta\lambda = \begin{pmatrix} x_{i_1} & \dots & x_{i_k} \\ \lambda(t_{i_1}) & \dots & \lambda(t_{i_k}) \end{pmatrix},$$

где $x_{i_j} \in \text{dom}\theta\lambda = \theta^{-1}(\text{dom}\lambda)$ и $\lambda(t_{i_j}) \neq x_{i_j}$ для всех $j = \overline{1, k}$.

Хорошо известно, что $(\theta\lambda)\gamma = \theta(\lambda\gamma)$.

dom (от англ. domain) – область определения

Пример. Композицией подстановок

$$\theta = \begin{pmatrix} x & y & z \\ c & x & f(y) \end{pmatrix}, \lambda = \begin{pmatrix} x & y \\ f(c) & c \end{pmatrix}$$

является подстановка

$$\theta\lambda = \begin{pmatrix} x & y & z \\ \lambda(c) & \lambda(x) & \lambda(f(y)) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} x & y & z \\ c & f(c) & f(c) \end{pmatrix}$$

С другой стороны, композицией подстановок

$$\theta = \begin{pmatrix} x & y \\ f(y) & z \end{pmatrix}, \lambda = \begin{pmatrix} x & y & z \\ c & f(c) & y \end{pmatrix}$$

является подстановка

$$\theta\lambda = \begin{pmatrix} x & y & z \\ \lambda(f(y)) & \lambda(z) & \lambda(z) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} x & z \\ f(f(c)) & y \end{pmatrix}$$

Действие подстановки θ естественно продолжается на термы из T_S , атомарные формулы, встречающиеся в формула множества S , и дизъюнкты из S .

Например, для терма $t = t(x_1, \dots, x_n)$ значение $\theta(t) = t(\theta(x_1), \dots, \theta(x_n))$.

Аналогично, для формулы D значение $\theta(D)$ – есть формула, полученная заменой всех вхождений в D термов t на термы $\theta(t)$.

Пусть $W = \{\Phi_1, \dots, \Phi_k\}$ – множество атомарных формул, встречающихся в формулах из множества S . Подстановка θ называется *унификатором множества формул W* , если

$$\theta(\Phi_1) = \dots = \theta(\Phi_k).$$

Говорят, что множество атомарных формул W *унифицируемо*, если для него существует унификатор.

Пример. Множество формул

$$\{P(b, y), P(x, f(c))\}$$

с бинарным предикатным символом P , унарным функциональным символом f и предметными символами b, c унифицируемо, так как подстановка $\theta = \begin{pmatrix} x & y \\ b & f(c) \end{pmatrix}$ является его унификатором.

18 Метод резолюций в логике предикатов

Автоматическое доказательство теорем

Существуют алгоритмы поиска доказательства, которые для общезначимых формул подтверждают, что эти формулы общезначимы, и для необщезначимых формул в общем случае не заканчивают свою работу.

Автоматические системы построения доказательств называют *пруверами* и предъявляют им следующие требования:

1. Корректность
2. Полнота
3. Эффективность

Примером такого алгоритма является метод резолюций.

Метод резолюций в исчислении предикатов

Пусть S – множество дизъюнктов, D_1, D_2 – дизъюнкты из S , которые не имеют общих переменных, и L_1, L_2 – литеры в D_1 и D_2 соответственно.

Определение 55. Если множество формул $W = \{L_1, \neg L_2\}$ имеет унификатор θ , то дизъюнкт, получаемый из дизъюнкта $\theta(D_1) \vee \theta(D_2)$ вычеркиванием литер $\theta(L_1)$ и $\theta(L_2)$, называется *бинарной резольвентой* дизъюнктов D_1 и D_2 и обозначается символом $\text{res}(D_1, D_2)$. При этом литеры L_1 и L_2 называются *отрезаемыми литерами*.

Если $\theta(D_1) = \theta(L_1)$ и $\theta(D_2) = \theta(L_2)$, то бинарную резольвенту дизъюнктов D_1 и D_2 полагаем равной 0.

Если дизъюнкты D_1, D_2 имеют общие переменные, то, заменив в формуле D_2 эти общие переменные на переменные, не встречающиеся в D_1 и D_2 , получим дизъюнкт D'_2 , который не имеет общих переменных с дизъюнктом D_1 .

Определение 56. Бинарной резольвентой дизъюнктов D_1 и D_2 называется бинарная резольвента дизъюнктов D_1 и D'_2 .

Пример. Найдем бинарную резольвенту дизъюнктов $D_1 = P_1(x) \vee P_2(x)$ и $D_2 = \vee P_1(c) \vee P_3(x)$.

Так как D_1, D_2 имеют общую переменную x , то заменим в формуле D_2 переменную x на новую переменную y : $D'_2 = \neg P_1(c) \vee P_3(y)$.

Выбираем в D_1 и D'_2 литеры $L_1 = P_1(x)$ и $L_2 = \neg P_1(c)$ соответственно. Так как $\neg L_2 = L'_2 = P_1(c)$ и формулы L_1, L'_2 имеют унификатор $\sigma = \begin{pmatrix} x \\ c \end{pmatrix}$, то бинарная резольвента формул D_1 и D'_2 получается из $\sigma(D_1) \vee \sigma(D'_2) = P_1(c) \vee P_2(c) \vee \neg P_1(c) \vee P_3(y)$ вычеркиванием литер $P_1(c)$ и $\neg P_1(c)$.

Определение 57. *Резолютивный вывод* формулы Φ из множества дизъюнктов S есть такая конечная последовательность дизъюнктов Φ_1, \dots, Φ_k , что:

1. $\Phi_k = \Phi$
2. Каждый дизъюнкт Φ_i или принадлежит множеству S , или является резольвентой некоторых дизъюнктов, предшествующих Φ_i

Лемма. *Резолютивный вывод из множества дизъюнктов S сохраняет выполнимость формул.*

Правило 3. (Основная теорема метода резолюций)

Множество дизъюнктов S противоречиво тогда и только тогда, когда существует резолютивный вывод нуля 0 из S .

Пример. Докажем противоречивость множества дизъюнктов $W = \{\Phi_1, \dots, \Phi_6\}$, где

$$\Phi_1 = P_1(a, f(b), f(c))$$

$$\Phi_2 = P_2(a)$$

$$\Phi_3 = P_1(x, x, f(x))$$

$$\Phi_4 = \neg P_1(x, y, z) \vee P_3(x, z)$$

$$\Phi_5 = \neg P_2(x) \vee \neg P_1(y, z, u) \vee \neg P_3(x, u) \vee P_3(x, y) \vee P_3(x, z)$$

$$\Phi_6 = \neg P_3(a, c)$$

$$\Phi_7 = \text{res}(\Phi_2, \Phi_5) = \text{res} \left(\Phi_2, \begin{pmatrix} x & y \\ a & z \end{pmatrix} (\Phi_5) \right) = \neg P_1(z, z, u) \vee \neg P_3(a, u) \vee P_3(a, z)$$

$$\Phi_8 = \text{res}(\Phi_3, \Phi_7) = \text{res} \left(\Phi_3, \begin{pmatrix} z & u \\ x & f(x) \end{pmatrix} (\Phi_7) \right) = \neg P_3(a, f(x)) \vee P_3(a, x)$$

$$\Phi_9 = \text{res} \Phi_6, \Phi_8 = \text{res} \left(\Phi_6, \begin{pmatrix} x \\ c \end{pmatrix} (\Phi_8) \right) = \neg P_3(a, f(c))$$

$$\Phi_{10} = \text{res}(\Phi_4, \Phi_9) = \text{res} \left(\begin{pmatrix} x & z \\ a & f(c) \end{pmatrix} (\Phi_4), \Phi_9 \right) = \neg P_1(a, y, f(c))$$

$$\Phi_{11} = \text{res}(\Phi_1, \Phi_{10}) = \text{res} \left(\Phi_1, \begin{pmatrix} y \\ f(b) \end{pmatrix} (\Phi_{10}) \right) = 0$$

Применения метода резолюций исчисления предикатов

Следующие задачи равносильны:

1. Проверка тождественной истинности формул
2. Проверка логического следования формул
3. Проверка тождественной ложности формул
4. Проверка противоречивости множества формул
5. Проверка противоречивости множества дизъюнктов

Пример. Методом резолюций доказать общезначимость формулы

$$\Phi = ((\exists x)P(x) \Rightarrow (\forall x)R(x)) \Rightarrow (\forall x)(P(x) \Rightarrow R(x)).$$

Условие $\models \Phi$ равносильно $\neg\Phi \models$.

Для формулы $\Psi = \neg\Phi$ найдем ПНФ и ССФ.

ПНФ формулы Ψ : $(\forall x)(\forall y)(\exists z)((\neg P(x) \vee R(y)) \wedge P(z) \neg R(z))$

ССФ формулы Ψ : $(\forall x)(\forall y)((\neg P(x) \vee R(y)) \wedge P(f(x, y)) \wedge \neg R(f(x, y)))$

Для доказательства невыполнимости этой формулы достаточно доказать противоречивость множества дизъюнктов ее конъюнктивного ядра

$$S = \{\neg P(x) \vee R(y), P(f(x, y)), \neg R(f(x, y))\}$$

Резолютивный вывод формулы 0 из множества дизъюнктов S :

$$\Phi_1 = \neg P(x) \vee R(y)$$

$$\Phi_2 = P(f(x, y))$$

$$\Phi_3 = \text{res}(\Phi_1, \Phi_2) = \text{res}(\neg P(x) \vee R(y), P(f(x, y))) = \text{res}(\neg P(x) \vee R(y), P(f(x_1, y_1))) = \text{res}(\theta(\neg P(x) \vee R(y)), P(f(x_1, y_1))) = \text{res}(\neg P(f(x_1, y_1)) \vee R(y), P(f(x_1, y_1))) =$$

$$R(y), \text{ где } \theta = \begin{pmatrix} x \\ f(x_1, y_1) \end{pmatrix}$$

$$\Phi_4 = \neg R(f(x, y))$$

$$\Phi_5 = \text{res}(\Phi_3, \Phi_4) = \text{res}(R(y), \neg R(f(x, y))) = \text{res}(R(y), \neg R(f(x_1, y_1))) = \text{res}(\theta(R(y)), \neg R(f(x_1, y_1))) = 0, \text{ где } \theta = \begin{pmatrix} y \\ f(x_1, y_1) \end{pmatrix}$$

Резолютивный вывод как средство вычисления

Метод резолюций используется для решения следующей задачи:

Будет ли верно утверждение ψ , если известно, что верны утверждения $\Gamma = \{\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n\}$?

Здесь база знаний $\Gamma = \{\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n\}$.

Предложение ψ – запрос к базе знаний.

Задача (неформальная): выяснить, является ли предложение ψ следствием утверждений базы знаний Γ .

Задача (неформальная): проверить, что ψ выводится из Γ по законам формальной логики.

19 Аксиомы и правила вывода исчисления высказываний. Доказуемость формул

Аксиоматический подход

Было определено множество формул алгебры высказываний \mathcal{F}_{AB} .

Затем было выделено подмножество этого множества $\mathcal{T}_{AB} \subset \mathcal{F}_{AB}$, состоящее из специальных формул – тавтологий.

1. Семантический подход

При этом в основе определения тавтологии лежит понятие интерпретации формул, т.е. придание некоторого конкретного содержательного смысла входящих в них переменных. Такой подход к логическим формулам носит теоретико-множественный характер и называется *семантическим*.

2. Синтаксический подход

Альтернативой семантического подхода является *синтаксический* подход, при котором логические формулы выводятся из первоначально выделенного множества формул – аксиом по определенным правилам преобразования формул логического языка без привлечения вспомогательных теоретико-множественных понятий.

3. Аксиоматический подход

Построение математических теорий в виде аксиоматических теорий соответствующих формальных исчислений составляет суть *аксиоматического метода* в математике.

Простейшей аксиоматической теорией является *аксиоматическая логика высказываний*, которая строится на основе соответствующего формального исчисления, называемого *исчислением высказываний (ИВ)*.

Исчисление высказываний

Множество аксиом $Ax(ИВ)$ исчисления высказываний описывается следующими тремя *схемами аксиом*:

$$(A_1)(\Phi \Rightarrow (\Psi \Rightarrow \Phi))$$

$$(A_2)((\Phi_1 \Rightarrow (\Phi_2 \Rightarrow \Phi_3)) \Rightarrow ((\Phi_1 \Rightarrow \Phi_2) \Rightarrow (\Phi_1 \Rightarrow \Phi_3)))$$

$$(A_3)((\neg\Phi \Rightarrow \neg\Psi) \Rightarrow ((\neg\Phi \Rightarrow \Psi) \Rightarrow \Phi))$$

где $\Phi, \Psi, \Phi_i (i = 1, 2, 3)$ – произвольные формулы исчисления высказываний.

Исчисление высказываний имеет единственное *правило вывода*, которое называется *правилом заключения* или *правилом modus ponens (MP)* и которое для произвольных формул исчисления высказываний Φ, Ψ определяется по формуле $MP(\Phi \Rightarrow \Psi, \Phi) = \Psi$.

Символически это правило вывода записывается следующей схемой:

$$MP : \frac{\Phi \Rightarrow \Psi, \Phi}{\Psi}.$$

В основе алгоритма вывода *теорем* исчисления высказываний лежит следующее понятие.

Определение 58. Формула Φ называется *теоремой исчисления высказываний*, если найдется такая конечная последовательность формул Φ_1, \dots, Φ_n , в которой:

1. $\Phi_n = \Phi$
2. Каждая формула $\Phi_i (1 \leq i \leq n)$ либо является аксиомой, либо получается из некоторых двух предыдущих формул $\Phi_j, \Phi_k (1 \leq j, k \leq i)$ по правилу вывода MP

Последовательность формул Φ_1, \dots, Φ_n называется *выводом* или *доказательством* формулы Φ .

Определение 59. Вывод формулы Φ сокращенно обозначают символом $\vdash \Phi$ и говорят, что « Φ есть теорема».

Множество всех таких теорем обозначается символом $Th(ИВ)$ и называется *теорией исчисления высказываний*.

Главной целью построения исчисления высказываний является определение такой теории $Th(ИВ)$, которая совпадает с множеством тавтологий \mathcal{T}_{AB} .

20 Теорема Геделя о полноте исчисления высказываний

Лемма. *Справедливы следующие утверждения:*

1. *Всякая аксиома ИВ является тавтологией*
2. *Результат применения правила вывода MP к любым тавтологиям $\Phi \Rightarrow \Psi, \Phi$ дает тавтологию Ψ*
3. *Всякая теорема ИВ является тавтологией, т.е. выполняется $Th(ИВ) \subset \mathcal{T}_{AB}$*

Теорема полноты ИВ

Всякая тавтология является теоремой ИВ, т.е. выполняется $\mathcal{T}_{AB} \subset Th(ИВ)$ и, следовательно, $\mathcal{T}_{AB} = Th(ИВ)$.

21 Непротиворечивость и разрешимость исчисления высказываний

Следствия теоремы полноты ИВ:

Теорема о непротиворечивости ИВ

В исчислении высказываний невозможно доказать никакую формулу Φ вместе с ее отрицанием $\neg\Phi$.

Теорема о разрешимости ИВ

Существует универсальная эффективная процедура (алгоритм), которая для любой формулы определяет, является ли эта формула теоремой ИВ.

- 22 Аксиомы и правила вывода исчисления предикатов. Тожественная истинность выводимых формул
- 23 Полнота, непротиворечивость и неразрешимость исчисления предикатов
- 24 Понятие алгоритма и основные математические модели алгоритма
- 25 Разрешимые и полурешимые языки. Теорема Поста
- 26 Машины Тьюринга и вычисляемые ими функции
- 27 Распознаваемость языков машинами Тьюринга
- 28 Разрешимые, неразрешимые и распознавательные проблемы
- 29 Временная и ленточная сложность машины Тьюринга
- 30 Классы языков P и NP
- 31 Полиномиальные сведения проблем
- 32 NP -трудные и NP -полные языки
- 33 Основные NP -полные проблемы