
Формулы алгебры высказываний

Свойства алгебры высказываний P описываются с помощью формул, которые строятся из переменных символов с помощью знаков логических операций. Такие формулы прямо называть также *пропозициональными формулами*

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

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

Определение. *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 \mathbf{F}_{AB} .

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.

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

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

Пример. Формула $\Phi = (\neg X \wedge \neg Y \Leftrightarrow X \vee \neg Y)$
имеет следующую истинностную таблицу:

X	Y	$\neg X$	$\neg Y$	$\neg X \wedge \neg Y$	$X \vee \neg Y$	$\neg X \wedge \neg Y \Leftrightarrow X \vee \neg Y$
0	0	1	1	1	1	1
0	1	1	0	0	0	1
1	0	0	1	0	1	0
1	1	0	0	0	1	0

Определение. 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.

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

Примеры 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.

Новые тавтологии можно получить с помощью следующего правила.

Правило подстановки:

если $\models \Phi(X_1, \dots, X_n)$, то для любых формул Φ_1, \dots, Φ_n тавтологией является формула $\Phi(\Phi_1, \dots, \Phi_n)$.

Логическая равносильность формул

Определение. Формулы Φ, Ψ называются *логически равносильными* (или просто *равносильными*), если $\models \Phi \Leftrightarrow \Psi$.

Для обозначения логически эквивалентных формул используется символическая запись $\Phi \equiv \Psi$, или просто $\Phi = \Psi$.

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

Лемма. Справедливы следующие равенства формул:

$$1) \quad X \vee (Y \vee Z) = (X \vee Y) \vee Z, \quad X \wedge (Y \wedge Z) = (X \wedge Y) \wedge Z$$

– свойства ассоциативности дизъюнкции и конъюнкции;

2) $X \vee Y = Y \vee X, \quad X \wedge Y = Y \wedge X$ – свойства коммутативности дизъюнкции и конъюнкции;

3) $X \vee X = X, \quad X \wedge X = X$ – свойства идемпотентности дизъюнкции и конъюнкции;

$$4) \quad X \wedge (Y \vee Z) = (X \wedge Y) \vee (X \wedge Z),$$

$X \vee (Y \wedge Z) = (X \vee Y) \wedge (X \vee Z)$ – законы дистрибутивности конъюнкции относительно дизъюнкции и дизъюнкции относительно конъюнкции;

5) $\neg(X \wedge Y) = \neg X \vee \neg Y$, $\neg(X \vee Y) = \neg X \wedge \neg Y$ —

законы де Моргана;

6) $(X \wedge Y) \vee X = X$, $(X \vee Y) \wedge X = X$ — законы

поглощения;

7) $\neg\neg X = X$ — закон двойного отрицания;

8) $X \Rightarrow Y = \neg X \vee Y$, $X \Rightarrow Y = \neg(X \wedge \neg Y)$ —

взаимосвязь импликации с дизъюнкцией и конъюнкцией;

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

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

эквивалентности с импликацией,

дизъюнкцией и конъюнкцией.

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 2.4.1 равносильно преобразовывается следующим образом:

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

Нормальные формы формул алгебры высказываний

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

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

Определение. *Литерой* называется пропозициональная переменная X или ее отрицание $\neg X$. Для обозначения литеры используется символ X^α , где $\alpha \in \{0,1\}$ и по определению $X^1 = X$, $X^0 = \neg X$.

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

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

Определение. *Конъюнктивной нормальной формой* (сокращенно КНФ) называется дизъюнкт или конъюнкция дизъюнктов. *Дизъюнктивной нормальной формой* (сокращенно ДНФ) называется конъюнкт или дизъюнкция конъюнктов.

При этом КНФ (соответственно, ДНФ) называется *совершенной*, если совершенны все ее дизъюнкты (соответственно, конъюнкты).

Теорема 1. Любая формула равносильна некоторой ДНФ и некоторой КНФ.

Алгоритм приведения формулы Φ к ДНФ (соответственно, к 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 2. Любая выполнимая формула $\Phi = \Phi(X_1, \dots, X_n)$ равносильна формуле вида

$$\bigvee_{(\alpha_1, \dots, \alpha_n)} (X_1^{\alpha_1} \wedge \dots \wedge X_n^{\alpha_n}),$$

где дизъюнкция берется по всем упорядоченным наборам $(\alpha_1, \dots, \alpha_n) \in \{0, 1\}^n$, удовлетворяющим условию $F_\Phi(\alpha_1, \dots, \alpha_n) = 1$.

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

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

$$\bigwedge_{(\alpha_1, \dots, \alpha_n)} (X_1^{1-\alpha_1} \vee \dots \vee X_n^{1-\alpha_n}),$$

где конъюнкция берется по всем упорядоченным наборам $(\alpha_1, \dots, \alpha_n) \in \{0, 1\}^n$, удовлетворяющим условию $F_\Phi(\alpha_1, \dots, \alpha_n) = 0$.

Такая формула определяется однозначно (с точностью до порядка членов конъюнкций и дизъюнкций) и называется *совершенной конъюнктивной нормальной формой* (сокращенно 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 $X_i^0 = \neg X_i$.

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:
 $(X_1^{1-m_1} \vee \dots \vee X_n^{1-m_n}) \wedge \dots$

Логическое следование формул

Определение. Формула Φ называется *логическим следствием* 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 $\Phi_1, \dots, \Phi_m \models \Phi$.

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

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

Лемма (Транзитивность логического следования). Если $\Phi_1, \dots, \Phi_m \models \Phi$ и для любого значения $1 \leq i \leq m$ выполняется $\Psi_1, \dots, \Psi_k \models \Phi_i$, то $\Psi_1, \dots, \Psi_k \models \Phi$.

Лемма (Критерии логического следования).

Условие $\Phi_1, \dots, \Phi_m \models \Phi$ равносильно каждому из следующих условий:

- a) $\Phi_1 \wedge \dots \wedge \Phi_m \models \Phi,$
- b) $\models \Phi_1 \wedge \dots \wedge \Phi_m \Rightarrow \Phi,$
- c) $\Phi_1, \dots, \Phi_m, \neg \Phi \models.$

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 латинского *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*

$$\Phi_1 \Rightarrow (\Phi_2 \Rightarrow \Phi_3) \models \Phi_2 \Rightarrow (\Phi_1 \Rightarrow \Phi_3) .$$

Вывод: Следующие задачи равносильны:

а) проверка тождественной истинности формул;

б) проверка логического следования формул;

в) проверка тождественной ложности формул;

г) проверка противоречивости множества формул.
