

Методы дискретного анализа в организационных системах. Алгоритмический подход.

Институт проблем управления РАН,
Физический факультет МГУ

<http://www.ipu.ru/>
<http://www.phys.msu.ru/rus/about/structure/div/div-experimental/chair-upravleniya/>

<http://www.orsot.ru/>

Лазарев Александр Алексеевич
2009-2010 учебный год

План

- Функции алгебры логики
- Элементы комбинаторики
- Элементы теории графов
- Три контрольные работы (в редакторе TeX, <http://miktex.org/2.8/setup>)

Рекомендуемая литература

- **1. Журавлёв Ю.И., Флёров Ю.А. Дискретный анализ. Часть I: Учебное пособие. – М.: МФТИ, 1999.**
- 2. Стэнли Р. Перечислительная комбинаторика. -М.: Мир, 1990.
- 3. Липский В. Комбинаторика для программистов. - М.: Мир, 1988.
- 4. Рыбников К.А. Введение в комбинаторный анализ. - М.: МГУ, 1985.
- 5. Гаврилов Г.И., Сапоженко А.А. Задачи и упражнения по курсу дискретной математики. -М.: Наука, 1992.
- 6. Риордан Дж. Введение в комбинаторный анализ. - М.: ИЛ, 1963.
- **7. Холл М. Комбинаторика. - М.: Мир, 1970.**
- **8. Мендельсон Э. Введение в математическую логику.- М.: Наука, 1976.**
- 9. Дискретная математика и математические вопросы кибернетики/
Под ред. С.В.Яблонского, О.В.Лупанова, Т.1, -М.; Наука, 1974.
- **10. Яблонский С.В. Введение в дискретную математику. -М.: Наука, 1986.**
- **11. Оре О. Теория графов. - М.: Наука, 1968.**
- 12. Кристофидис Н. Теория графов. Алгоритмический подход. -М.: Мир, 1987.
- 13. Емеличев В.А., Мельников О.И. и др. Лекции по теории графов. М.: Наука, 1990.
- 14. Уилсон Р.Дж. Введение в теорию графов. - М.: Мир, 1977.
- 15. Харари Ф. Теория графов. - М.: Мир, 1973.
- **16. Журавлёв Ю.И., Флёров А.А., Федько О.С., Дадашев Т.М. Сборник задач по дискретному анализу. – М.: МФТИ, 2000.**
- 17. Гжегорчик А. Популярная логика.- М.: Наука, 1979.
- 18. Леонтьев В.К. Избранные задачи комбинаторного анализа. – М. Изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана, 2001.
- 19. Лазарев А.А. Теория расписаний. Оценки абсолютной погрешности и схема приближённого решения задач теории расписаний: Учебное пособие. – М.: МФТИ, 2008.
- **20. Гэри М., Джонсон Д. Вычислительные машины и труднорешаемые задачи. – М.: Мир. – 1982.**
- **21. Кормен Т., Лейзерсон Ч., Ривест Р., Штайн К. Алгоритмы: построение и анализ. – М. – 2005. 1293 с.**

Функции алгебры логики

- Джордж Буль (1815-1864)

“Математический анализ логики, являющийся очерком, касающимся исчисления дедуктивных рассуждений”, (1847 г.),

“Исследования законов мысли. на которых основываются математические теории логики и вероятностей”, (1854 г.).

- Аугустус (Огастес, Август) де Морган (1806-1871)

“Формальная логика или исчисление выводов, необходимых и возможных” (1847 г.).

БУЛЬ, ДЖОРДЖ (Boole, George) (1815-1864), английский математик. Родился 2 ноября 1815 в Линкольне. В возрасте 16 лет стал помощником учителя частной школы в Донкастере, в 1835 открыл собственную школу в Линкольне. В свободное время читал математические журналы, работы [И.Ньютона](#) (1815-1864), английский математик. Родился 2 ноября 1815 в Линкольне. В возрасте 16 лет стал помощником учителя частной школы в Донкастере, в 1835 открыл собственную школу в Линкольне. В свободное время читал математические журналы, работы И. Ньютона, [П.Лапласа](#) (1815-1864), английский математик. Родился 2 ноября 1815 в Линкольне. В возрасте 16 лет стал помощником учителя частной школы в Донкастере, в 1835 открыл собственную школу в Линкольне. В свободное время читал математические журналы, работы И.Ньютона, П.Лапласа и [Ж.-Л.Лагранжа](#), начал вести самостоятельные алгебраические исследования. В 1839 написал первую научную работу ***Исследования по теории аналитических преобразований (Researches on the Theory of Analytical Transformations)***, которая была опубликована "Кембриджским математическим журналом" ("Cambridge Mathematical Journal"). В 1844 появилась его первая работа, где высказывалась идея объединения алгебры и логики, а в 1847 вышла в свет статья ***Математический анализ логики (The Mathematical Analysis of Logic)***, которая положила начало созданию "алгебры высказываний", получившей впоследствии название булевой алгебры. Благодаря этой публикации Буль в 1849 был назначен профессором математики Куинз-колледжа (Корк, Ирландия), где преподавал до конца жизни. В 1857 был избран членом Лондонского королевского общества. Основные идеи Буля суммированы в его работе ***Исследование законов мышления, на которых основаны математические теории логики и вероятностей (An Investigation of the Laws of Thought, on Which Are Founded the Mathematical Theories of Logic and Probabilities, 1854)***. Здесь впервые определено в явном виде исчисление классов (или множеств), введено обозначение для их пересечения, объединения и т. д., показано, что исчисление классов можно интерпретировать как исчисление высказываний. Булевы алгебры — особые алгебраические системы, для которых

- **Огастес (Август) де Морган** ([англ. Augustus de Morgan](#), [27 июня](#), 27 июня [1806](#), 27 июня 1806), [Мадуро](#), 27 июня 1806), Мадуро, [Индия](#), 27 июня 1806), Мадуро, Индия — [8 марта](#), 27 июня 1806), Мадуро, Индия — 8 марта [1871](#), 27 июня 1806), Мадуро, Индия — 8 марта 1871, [Лондон](#), 27 июня 1806), Мадуро, Индия — 8 марта 1871, Лондон) — шотландский [математик](#), 27 июня 1806), Мадуро, Индия — 8 марта 1871, Лондон) — шотландский математик и [логик](#), 27 июня 1806), Мадуро, Индия — 8 марта 1871, Лондон) — шотландский математик и логик; профессор математики [университетского колледжа в Лондоне](#), 27 июня 1806), Мадуро, Индия — 8 марта 1871, Лондон) — шотландский математик и логик; профессор математики университетского колледжа в Лондоне ([1828](#), 27 июня 1806), Мадуро, Индия — 8 марта 1871, Лондон) — шотландский математик и логик; профессор математики университетского колледжа в Лондоне ([1828](#), [1831](#), 27 июня 1806), Мадуро, Индия — 8

Функции алгебры логики. Табличное задание функций.

Элементарные функции, их свойства, таблица операций, коммутативность, ассоциативность, дистрибутивность элементарных функций.

Формулы и функции алгебры логики. Теоремы о разложении функций по одной и нескольким переменным. Совершенная дизъюнктивная нормальная форма. Задача о ВЫПОЛНИМОСТИ. Определение понятия NP-трудности задач.

Функциональная полнота систем функций алгебры логики.

Замкнутые классы. Пять предполных замкнутых классов T_0 , T_1 , L , S , M . Пересечение данных классов. Теорема о функции двойственной к суперпозиции. Критерий функциональной полноты систем функций алгебры логики (теорема Поста). Примеры полных систем функций алгебры логики. Основная лемма. Лемма о несамодвойственной функции. Лемма о немонотонной функции. Лемма о нелинейной функции. Следствия из критерия полноты.

Функции алгебры логики.

- Область определения логических или булевых переменных 0 и 1
- Область значений функций также 0 и 1
- Функция от одной переменной $f(x)$

x	$f(x)$
0	0
1	1

0	1	1
1	0	1
0	x	\bar{x}

$x \in \{\text{истина, ложь}\} = \{1, 0\};$

истина = 1;

ложь = 0.

\bar{x}

Операции над двумя переменными (двухместные, бинарные операции)

x	y	$x \wedge y$	$x \vee y$	$x \rightarrow y$	$x \equiv y$	$x + y$	$x y$	$x \downarrow y$
0	0	0	0	1	1	0	1	1
0	1	0	1	1	0	1	1	0
1	0	0	1	0	0	1	1	0
1	1	1	1	1	1	0	0	0

2^n конъюнкция \wedge & И $\min(x,y)$ дизъюнкция \vee max (x,y) импликация \rightarrow \supset
 эквивалентность \equiv \sim \leftrightarrow сумма по модулю 2 $+$ \oplus
 штрих (Шеффера) $|$ “не x или не y” стрелка (Пирса) \downarrow “не x и не y”.

Индуктивное определение формулы:

- Пусть U - множество переменных. Тогда множество формул алгебры логики над U определяется следующим образом:
- 1. Всякая переменная - формула.
- 2. Константы 0 и 1 - формулы.
- 3. Если A - формула, то $\neg A$ (или в другой записи) - \overline{A} формула.
- 4. Если A и B - формулы, то $(A \wedge B)$, $(A \vee B)$, $(A \rightarrow B)$, $(A + B)$, $(A \equiv B)$, $(A \uparrow B)$, $(A \downarrow B)$ - формулы.
- 5. Формулами являются те и только те выражения, которые могут быть получены из констант, переменных и логических связок за конечное число шагов 1- 4.

Определение. Функция от n переменных

$$F(x_1, x_2, x_3, \dots, x_n),$$

определенная на множестве

$$B^n = \left\{ (x_1, \dots, x_n), x_i \in \{0, 1\} \right\}$$

и принимающая значения из множества $\{0, 1\}$, называется функцией алгебры логики или булевой функцией.

«Табличное» задание функции

x_1	x_2	...	x_{n-1}	x_n	$f(x_1, x_2, \dots, x_{n-1}, x_n)$
0	0	...	0	0	$f(0, 0, \dots, 0, 0)$
0	0	...	0	1	$f(0, 0, \dots, 0, 1)$
0	0	...	1	0	$f(0, 0, \dots, 1, 0)$

.....

1	1	...	1	1	$f(1, 1, \dots, 1, 1)$
---	---	-----	---	---	------------------------

2^n

Алгебраические свойства элементарных операций

- **1. Коммутативность** (или перестановочность) операции $*$ означает, что $x*y = y*x$. Логическая операция $*$ коммутативна, если связка $*$ принадлежит следующему множеству связок (существенно только, чтобы символ $*$ в равенстве всюду имел один и тот же смысл):

- $$* \in \{ \vee, \wedge, +, \equiv, |, \downarrow \}$$

- **2. Ассоциативность** операции $*$ означает, что $x * (y * z) = (x * y) * z$. Свойство ассоциативности позволяет записывать формулы, содержащие одинаковые ассоциативные связки, без скобок, например, $X \vee Y \vee Z, X \wedge Y \wedge Z$.
- Логическая операция $*$ ассоциативна, если связка $*$ принадлежит следующему множеству связок (существенно только, чтобы символ $*$ в равенстве всюду имел один и тот же смысл):
- $$* \in \{ \wedge, \vee, +, \equiv \}$$

- **3. Дистрибутивность** (распределительный закон) операции $*$ относительно операции \cdot означает, что
$$x^*(y \cdot z) = (x^*y) \cdot (x^*z)$$

Дистрибутивность конъюнкции:

- $x \wedge (y \vee z) = (x \wedge y) \vee (x \wedge z)$ - дистрибутивность конъюнкции относительно дизъюнкции;
- $x \wedge (y + z) = (x \wedge y) + (x \wedge z)$ - дистрибутивность конъюнкции относительно суммы по модулю 2.

Дистрибутивность дизъюнкции:

- $x \vee (y \wedge z) = (x \vee y) \wedge (x \vee z)$ - дистрибутивность дизъюнкции относительно конъюнкции;
- $x \vee (y \rightarrow z) = (x \vee y) \rightarrow (x \vee z)$ - дистрибутивность дизъюнкции относительно импликации;
- $x \vee (y \equiv z) = (x \vee y) \equiv (x \vee z)$ - дистрибутивность дизъюнкции относительно эквивалентности.

Дистрибутивность импликации:

- $x \rightarrow (y \wedge z) = (x \rightarrow y) \wedge (x \rightarrow z)$ - дистрибутивность импликации относительно конъюнкции;
- $x \rightarrow (y \vee z) = (x \rightarrow y) \vee (x \rightarrow z)$ - дистрибутивность импликации относительно дизъюнкции;
- $x \rightarrow (y \rightarrow z) = (x \rightarrow y) \rightarrow (x \rightarrow z)$ - дистрибутивность импликации относительно импликации.

- 4. Имеет место следующее соотношение для двойного отрицания:

$$\overline{\overline{X}} = X$$

- **5.** Имеют место следующие соотношения между отрицанием, конъюнкцией и дизъюнкцией:

- $$\left. \begin{array}{l} \overline{x \wedge y} = \bar{x} \vee \bar{y} \\ \overline{x \vee y} = \bar{x} \wedge \bar{y} \end{array} \right\}$$

закон (правила) де Моргана.

Указанные соотношения отражают отношение двойственности между дизъюнкцией и конъюнкцией.

- **6.** Имеют место следующие соотношения, связанные с “навешиванием отрицания” на элементарные логические функции:

$$\overline{x | y} = x \wedge y;$$

$$\overline{x \downarrow y} = x \vee y;$$

$$\overline{x + y} = x \equiv y$$

$$\overline{x \equiv y} = x + y$$

$$\overline{x \rightarrow y} = \overline{\bar{x} \vee y} = x\bar{y}$$

- 7. Константы могут быть выражены следующим образом:

$$0 = X \wedge \bar{X} = X \wedge 0 = X + X$$

$$1 = X \vee \bar{X} = X \vee 1 = X \equiv X$$

- **8. Правила поглощения:**

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

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

- **9.** Выполняются следующие свойства конъюнкции и дизъюнкции:

-

$$x \wedge x = x, \quad x \vee x = x,$$

$$x \wedge \bar{x} = 0, \quad x \vee \bar{x} = 1,$$

$$x \wedge 0 = 0, \quad x \vee 0 = x,$$

$$x \wedge 1 = x, \quad x \vee 1 = 1$$

- Все указанные тождества могут быть проверены путем сопоставления функций, реализуемых правой и левой частями формул, сопоставление таблиц значений функций.
- Все элементарные функции могут быть выражены через одну-единственную: штрих Шеффера или стрелку Пирса.

Определение. Через $P_2(n)$ будем обозначать множество всех разных булевых функций размерности n .

- **Теорема.** Число $p_2(n)$ всех функций из $P_2(n)$, зависящих от переменных x_1, x_2, \dots, x_n , равно 2^{2^n} .

- Переменная x_i ($1 \leq i \leq n$) функции $f(x_1, x_2, \dots, x_{i-1}, x_i, x_{i+1}, \dots, x_n)$ из $P_2(n)$ называется **существенной**, если можно указать такие наборы

$$\alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, 0, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n)$$

и

$$\beta = (\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, 1, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n)$$

значений переменных, что

$$f(\alpha) \neq f(\beta)$$

В противном случае переменную x_i называют **несущественной** или **фиктивной** переменной функции f .

- Две функции $f(x_1, x_2, \dots, x_{i-1}, x_i, x_{i+1}, \dots, x_n)$ и $g(x_1, x_2, \dots, x_{i-1}, x_i, x_{i+1}, \dots, x_n)$

называются **равными**, если множества их существенных переменных совпадают и на любых двух наборах

$$(x_1, x_2, \dots, x_{i-1}, x_i, x_{i+1}, \dots, x_n) \text{ и}$$

$$(y_1, y_2, \dots, y_{i-1}, y_i, y_{i+1}, \dots, y_n),$$

различающихся быть может только значениями несущественных переменных, значения функций одинаковы: $f(x) = g(y)$.

Если $f(x)$ и $g(y)$ - равные функции, то одну из них можно получить из другой путем добавления и/или изъятия несущественных переменных.

- **8. Правила поглощения:**

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

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

Разложение функций алгебры логики по переменным

- Чтобы иметь возможность единообразно записывать переменные с отрицанием и без отрицания введем следующее обозначение:

$$x^\sigma = \begin{cases} x, & \text{если } \sigma = 1 \\ \bar{x}, & \text{если } \sigma = 0. \end{cases}$$

- Легко видеть, что $x^\sigma = 1$ тогда и только тогда, когда $x = \sigma$, то есть значение “основания” равно значению “показателя”.

- **Лемма.** (О разложении функции по одной переменной). Пусть $f(x_1, \dots, x_n)$ - произвольная функция алгебры логики, тогда справедливо следующее представление f в форме разложения по переменной x_1 :

$$\begin{aligned} f(x_1, \dots, x_n) &= \\ &= x_1 \cdot f(1, x_2, \dots, x_n) \vee \bar{x}_1 \cdot f(0, x_2, \dots, x_n) \end{aligned} \tag{2.1}$$

- *Доказательство.* Отметим прежде всего, что представление (2.1), естественно, справедливо для произвольной переменной x_i из множества переменных функции f . Для доказательства рассмотрим произвольный набор значений переменных $(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ и покажем, что левая и правая части соотношения (2.1) принимают на нем одно и то же значение.

- Рассмотрим набор значений переменных $(1, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$. Левая часть (2.1) принимает на этом наборе значение $f(1, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$, а правая часть - значение

$$1 \cdot f(1, \alpha_2, \dots, \alpha_n) \vee 0 \cdot f(0, \alpha_2, \dots, \alpha_n) = f(1, \alpha_2, \dots, \alpha_n).$$

Таким образом, на наборах $(1, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ левая и правая части (2.1) принимают одинаковые значения.

- Рассмотрим набор значений переменных $(0, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$. Левая часть (2.1) принимает на этом наборе значение $f(0, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$, а правая часть - значение

$$0 \cdot f(1, \alpha_2, \dots, \alpha_n) \vee 1 \cdot f(0, \alpha_2, \dots, \alpha_n) = f(0, \alpha_2, \dots, \alpha_n).$$

Таким образом, на наборах $(0, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ левая и правая части (2.1) принимают одинаковые значения.

- Тем самым мы доказали, что левая и правая части соотношения (2.1) принимают одинаковые значения на всех наборах $(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$.
€

- **Лемма 2.3.** Конъюнкция (произведение)

$x_1^{\sigma_1} \dots x_n^{\sigma_n} = 1$ тогда и только тогда, когда

$$(x_1, \sigma_1, \dots, x_n, \sigma_n) = (\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n) \quad .$$

- *Доказательство.* Произведение (конъюнкция) равно 1 тогда и только тогда, когда каждый сомножитель равен 1, но $x^{\sigma} = 1$ тогда и только тогда, когда $x = \sigma$. €

- В дальнейшем будем употреблять следующие обозначения:

$$\bigwedge_{i=1}^k X_i = X_1 \wedge X_2 \wedge \dots \wedge X_k = X_1 X_2 \dots X_k, \quad \bigvee_{i=1}^k X_i = X_1 \vee X_2 \vee \dots \vee X_k.$$

- **Теорема 2.4.** (О разложении функции по нескольким переменным).

Пусть $f(x_1, \dots, x_n)$ - произвольная функция алгебры логики. Тогда ее можно представить в следующей форме:

$$\begin{aligned}
 f(x_1, \square, x_k, x_{k+1}, \square, x_n) &= \\
 &= \bigvee_{(\sigma_1, \dots, \sigma_k)} x_1^{\sigma_1} \square x_k^{\sigma_k} \cdot f(\sigma_1, \square, \sigma_k, x_{k+1}, \square, x_n).
 \end{aligned}
 \tag{2.2}$$

- *Доказательство.* Рассмотрим произвольный набор значений переменных $(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ и покажем, что левая и правая части соотношения (2.2) принимают на нем одно и то же значение. Левая часть дает

$$f(\alpha_1, \dots, \alpha_k, \alpha_{k+1}, \dots, \alpha_n).$$

Правая часть дает

$$\begin{aligned} & \sum_{(\sigma_1, \dots, \sigma_k)} x_1^{\sigma_1} \cdots x_k^{\sigma_k} \cdot f(\sigma_1, \dots, \sigma_k, x_{k+1}, \dots, x_n) = \\ & = \alpha_1^{\sigma_1} \cdots \alpha_k^{\sigma_k} \cdot f(\alpha_1, \dots, \alpha_k, \alpha_{k+1}, \dots, \alpha_n) = f(\alpha_1, \dots, \alpha_n). \end{aligned}$$

- Представление (2.2) называется дизъюнктивным разложением функции по k переменным.
- **Пример.** Для $k = 2$ разложение в дизъюнктивную форму имеет вид:

$$\begin{aligned} f(x_1, \dots, x_n) &= \\ &= \bar{x}_1 \bar{x}_2 \cdot f(0, 0, x_3, \dots, x_n) \vee \\ &\vee \bar{x}_1 x_2 \cdot f(0, 1, x_3, \dots, x_n) \vee \\ &\vee x_1 \bar{x}_2 \cdot f(1, 0, x_3, \dots, x_n) \vee \\ &\vee x_1 x_2 \cdot f(1, 1, x_3, \dots, x_n). \end{aligned}$$

- Выпишем такое разложение для конкретной функции трех переменных по переменным x_2 и x_3 :

$$\begin{aligned}(x_1 \rightarrow x_2) \equiv (x_2 \rightarrow x_3) &= \bar{x}_2 \bar{x}_3 \cdot ((x_1 \rightarrow 0) \equiv (0 \rightarrow 0)) \vee \\ &\vee \bar{x}_2 x_3 \cdot ((x_1 \rightarrow 0) \equiv (0 \rightarrow 1)) \vee \\ &\vee x_2 \bar{x}_3 \cdot ((x_1 \rightarrow 1) \equiv (1 \rightarrow 0)) \vee \\ &\vee x_2 x_3 \cdot ((x_1 \rightarrow 1) \equiv (1 \rightarrow 1)).\end{aligned}$$

- Если $k = n$, то получаем разложение

$$f(x_1, \dots, x_n) = \sum_{(\sigma_1, \dots, \sigma_n)} x_1^{\sigma_1} \dots x_n^{\sigma_n} \cdot f(\sigma_1, \dots, \sigma_n)$$

Оно может быть преобразовано при $f(x_1, \dots, x_n) \neq 0$ следующим образом:

$$\sum_{(\sigma_1, \dots, \sigma_n)} x_1^{\sigma_1} \dots x_n^{\sigma_n} \cdot f(\sigma_1, \dots, \sigma_n) = \sum_{(\sigma_1, \dots, \sigma_n)} x_1^{\sigma_1} \dots x_n^{\sigma_n} f(\sigma_1, \dots, \sigma_n) = 1$$

- Итак, в этом случае разложение имеет вид:

$$f(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{(\sigma_1, \dots, \sigma_n)} x_1^{\sigma_1} \wedge \dots \wedge x_n^{\sigma_n}.$$

$$f(\sigma_1, \dots, \sigma_n) = 1$$

- Это разложение называется совершенной дизъюнктивной нормальной формой (совершенная ДНФ.). Оно определено для любой функции f , не равной константе 0.

- **Теорема 2.5.** Произвольную функцию алгебры логики можно выразить формулой при помощи операций \wedge , \vee , \neg , причем операция \neg применяется только к переменным

- *Доказательство.*
- 1. Пусть $f(x_1, \dots, x_n) = 0$. Тогда, очевидно, $f(x_1, \dots, x_n) = x_1 \wedge \neg x_1$.
- 2. Пусть $f(x_1, \dots, x_n) \neq 0$. Представим ее в форме совершенной ДНФ:

$$f(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{(\sigma_1, \dots, \sigma_n) : f(\sigma_1, \dots, \sigma_n) = 1} x_1^{\sigma_1} \wedge \dots \wedge x_n^{\sigma_n}.$$

- Таким образом, в обоих случаях функция f выражается в виде формулы через конъюнкцию, дизъюнкцию и отрицание, причем отрицание применяется только к символам переменных. €

- Любую булеву функцию можно выразить формулой над множеством операций $\{\wedge, \vee, \neg\}$, состоящим из трех функций: отрицания, конъюнкции и дизъюнкции. Данная теорема носит конструктивный характер, так как она позволяет для каждой функции построить реализующую ее формулу (совершенную ДНФ). А именно, берем таблицу для функции $f(x_1, \dots, x_n)$ ($f \neq 0$) и отмечаем в ней все строки $(\sigma_1, \dots, \sigma_n)$, в которых $f(\sigma_1, \dots, \sigma_n) = 1$, для каждой такой строки образуем логическое произведение

$$x_1^{\sigma_1} \wedge \dots \wedge x_n^{\sigma_n}$$

а затем соединяем все полученные конъюнкции знаком дизъюнкции.

- **Пример.** Построить совершенную ДНФ для функции, заданной таблицей:

x_1 x_2 x_3	$f(x_1, x_2, x_3)$	x_1 x_2 x_3	$f(x_1, x_2, x_3)$
0 0 0	1	1 0 0	0
0 0 1	1	1 0 1	1
0 1 0	0	1 1 0	0
0 1 1	0	1 1 1	1

Имеем:

$$f(x_1, x_2, x_3) = \bar{x}_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_2 x_3 \vee x_1 \bar{x}_2 x_3 \vee x_1 x_2 x_3$$

- **Задача выполнимости булевых формул (SAT или ВЫП)** — задача распознавания — задача распознавания, важная для теории вычислительной сложности.
- Экземпляром задачи **SAT** является булева формула, состоящая только из имен переменных, скобок и операций (*И*), (*ИЛИ*) и (*НЕ*). Задача заключается в следующем: можно ли назначить всем переменным, встречающимся в формуле, значения *ЛОЖЬ* и *ИСТИНА* так, чтобы формула стала истинной.
- Согласно теореме Кука Согласно теореме Кука, доказанной Стивенном Куком Согласно теореме Кука, доказанной Стивенном Куком в 1971-м году, задача SAT NP-полна.

- Чтобы четко сформулировать задачу распознавания, необходимо условиться об алфавите, с помощью которого задаются экземпляры языка. Этот алфавит должен быть фиксирован и конечен. Обычно используют следующий алфавит: $\{ \vee, \wedge, \neg, (,), x, 0, 1 \}$.
- При использовании такого алфавита скобки и операторы записываются естественным образом, а переменные получают следующие имена: $x_1, x_{10}, x_{11}, x_{100}$ и т. д., согласно их номерам, записанным в двоичной системе счисления.
- Пусть некоторая булева формула, записанная в обычной математической нотации, имела длину N символов. В ней каждое вхождение каждой переменной было описано хотя бы одним символом, следовательно, всего в данной формуле не более N переменных. Значит, в предложенной выше нотации каждая переменная будет записана с помощью $O(\log N)$ символов. В таком случае, вся формула в новой нотации будет иметь длину $O(N \log N)$ символов, то есть длина строки возрастет в полиномиальное число раз.
- Например, формула

$$a \wedge \neg(b \vee c)$$

примет вид

$$x_1 \wedge \neg(x_{10} \vee x_{11})$$

- **Вычислительная сложность**
- В 1971-м году в статье [Стивена Кука](#) в 1971-м году в статье Стивена Кука был впервые введен термин «[NP-полная задача](#)», и задача SAT была первой задачей, для которой доказывалось это свойство.
- В доказательстве [теоремы Кука](#) в доказательстве теоремы Кука каждая задача из [класса NP](#) в доказательстве теоремы Кука каждая задача из класса NP в явном виде сводится к SAT. После появления результатов Кука была доказана NP-полнота для множества других задач. При этом чаще всего для доказательства NP-полноты некоторой задачи приводится [полиномиальное сведение](#) задачи SAT к данной задаче, возможно в несколько шагов, то есть с использованием нескольких промежуточных задач.

Две задачи

Пример 4. Сложение n -разрядных двоичных чисел. Мы исходим из обычного алгоритма сложения «столбиком»

$$\begin{array}{r} x_n \dots x_2 x_1 \\ + \\ \hline y_n \dots y_2 y_1 \\ \hline z_{n+1} z_n \dots z_2 z_1 \end{array}$$

Требуется выразить значения разрядов суммы через значения разрядов слагаемых. Для решения этого вопроса рассматривают вспомогательные величины w_n, w_{n-1}, \dots, w_1 , где w_i обозначает результат переноса из i -го разряда в $(i+1)$ -й разряд. Эти параметры появляются в упомянутом алгоритме.

Ясно, что тогда

$$z_i = ((x_i + y_i) + w_{i-1}) \\ (w_0 = 0, \quad x_{n+1} = y_{n+1} = 0, \quad i = 1, \dots, n + 1).$$

Величина w_i определяется условием переноса из i -го разряда в $(i + 1)$ -й разряд: «перенос в $(i + 1)$ -й разряд имеет место тогда и только тогда, когда по крайней мере две из трех величин x_i , y_i , w_{i-1} равны 1». Это высказывание более подробно можно сформулировать так: « x_i и y_i » или « x_i и w_{i-1} » или « y_i и w_{i-1} ».

Если теперь заменить союзы «и» и «или» символами $\&$ и \vee , то получим следующую формулу для w_i :

$$w_i = \{[(x_i \& y_i) \vee (x_i \& w_{i-1})] \vee (y_i \& w_{i-1})\}, \\ (i = 1, \dots, n).$$

Пример 5. *Задача о вызове свободного лифта.* Пусть в подъезде имеется три лифта, обслуживающих n этажей. На каждом этаже имеется устройство, которое позволяет при нажатии кнопки вызывать ближайший свободный лифт. Спрашивается, как можно на логическом языке записать условие вызова i -го лифта ($i = 1, 2, 3$)? Мы рассмотрим эту задачу для случая вызова лифта на первом этаже.

Для описания исходной информации введем $3n$ аргументов

$$x_1, y_1, z_1, x_2, y_2, z_2, \dots, x_n, y_n, z_n,$$

где $x_i = 1$ тогда и только тогда, когда 1-й лифт находится на i -м этаже и свободен; $y_i = 1$ тогда и только тогда, когда 2-й лифт находится на i -м этаже и свободен; $z_i = 1$ тогда и только тогда, когда 3-й лифт находится на i -м этаже и свободен.

Обозначим через

$$f_1(x_1, y_1, z_1, \dots, x_n, y_n, z_n), \dots, f_{III}(x_1, y_1, z_1, \dots, x_n, y_n, z_n)$$

функции, равные 1 тогда и только тогда, когда вызывается лифт с номером соответственно 1, 2, 3. Условие вызова 1-го лифта, или функция f_1 , характеризуется тем, что «1-й лифт свободен и нет свободных лифтов, расположенных на более низком этаже, чем 1-й лифт». Это высказывание можно выразить подробнее следующим образом: «1-й лифт вызывается тогда и только тогда, когда 1-й лифт находится на 1-м этаже и свободен или на 1-м этаже нет свободных лифтов с номерами 2 и 3, и в этом случае 1-й лифт находится на 2-м этаже

и свободен, или на 2-м этаже нет свободных лифтов с номерами 2 и 3 и здесь, в свою очередь...» Запишем это высказывание через высказывания $x_1, y_1, z_1, \dots, x_n, y_n, z_n$: «1-й лифт вызывается тогда и только тогда, когда x_1 , или когда «не y_1 и не z_1 », и в этом случае x_2 или «не y_2 и не z_2 » и здесь, в свою очередь...». Теперь нетрудно получить формулу для f_I , если заменить союзы «и» и «или» на $\&$ и \vee , частицу «не» на $\bar{}$ и расставить скобки в соответствии с соединительными словами:

$$\begin{aligned}
 f_I(x_1, y_1, z_1, \dots, x_n, y_n, z_n) &= \\
 &= \{x_1 \vee \{(\bar{y}_1 \& \bar{z}_1) \& [x_2 \vee [(\bar{y}_2 \& \bar{z}_2) \& (\dots)]]\}\}.
 \end{aligned}$$

Аналогичные формулы получаются для функций f_{II} и f_{III} :

$$\begin{aligned}
 f_{II}(x_1, y_1, z_1, \dots, x_n, y_n, z_n) &= \\
 &= \{y_1 \vee \{\bar{x}_1 \& \bar{z}_1\} \& [y_2 \vee [(\bar{x}_2 \& \bar{z}_2) \& (\dots)]]\},
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 f_{III}(x_1, y_1, z_1, \dots, x_n, y_n, z_n) &= \\
 &= \{z_1 \vee \{\bar{x}_1 \& \bar{y}_1\} \& [z_2 \vee [(\bar{x}_2 \& \bar{y}_2) \& (\dots)]]\}.
 \end{aligned}$$

Функциональная полнота систем функций алгебры логики

- Выше мы видели, что всякая функция алгебры логики может быть выражена в виде формулы через элементарные функции \neg , $x \wedge y$, $x \vee y$. В связи с этим возникает вопрос, какими свойствами должна обладать система функций, чтобы через функции этой системы можно было выразить произвольную функцию алгебры логики?
- Новые функции получаются из имеющихся в заданной системе функций с помощью операций замены переменных и суперпозиции. Опишем эти две операции.

1. Замена переменных.

- Пусть $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$ - заданная функция алгебры логики. Будем говорить, что функция $\phi(y_1, y_2, \dots, y_n)$ получена операцией замены переменных из функции $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$, если осуществлена подстановка переменных

$$s = \begin{pmatrix} x_1 \cdots x_n \\ y_1 \cdots y_n \end{pmatrix}$$

Пример. Пусть имеется функция

$$f(x_1, x_2) = x_1 | x_2$$

Тогда при замене переменных

$$\begin{pmatrix} x_1 & x_2 \\ y & y \end{pmatrix}$$

из функции

$$f(x_1, x_2)$$

можно получить функцию

$$\varphi(y) = f(y, y) = y | y = \bar{y}$$

2. Суперпозиция функций алгебры логики.

- Пусть имеется функция $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$ и функции $f_i(x_{i_1}, \dots, x_{i_{m_i}})$, $i = 1, \dots, n$,
- тогда функцию
$$\varphi = f(f_1(x_{1_1}, \dots, x_{1_{m_1}}), \dots, f_n(x_{n_1}, \dots, x_{n_{m_n}}))$$
 будем называть *суперпозицией функций* $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$ и функций $f_i(x_{i_1}, \dots, x_{i_{m_i}})$, $i = 1, \dots, n$.
- Другими словами: пусть $F = \{f_j\}$ - набор функций алгебры логики, не обязательно конечный. Функция f называется суперпозицией функций из множества F или функцией над F , если она получена из функции $f_i \in F$ путем замены одной или нескольких ее переменных функциями из множества F .

- **Пример.**
- Пусть задано множество функций $F = \{f_1(x_1), f_2(x_1, x_2, x_3), f_3(x_1, x_2)\}$.
- Тогда суперпозициями функций из F будут, например, функции:
 - $\varphi_1(x_2, x_3) = f_3(f_1(x_2), f_1(x_3))$;
 - $\varphi_2(x_1, x_2) = f_2(x_1, f_1(x_1), f_3(x_1, x_2))$.
- Совершенная ДНФ - суперпозиция функций из множества

$$\{x_1 \vee x_2, x_1 \wedge x_2, \bar{x}\} \quad . \quad \text{€}$$

- Система функций называется ***полной***, если при помощи операций суперпозиции и замены переменных из функций этой системы может быть получена любая функция алгебры логики. €

- Мы уже имеем некоторый набор полных систем:

$$\{x \vee y, xy, \bar{x}\}$$

$$\{xy, \bar{x}\}$$

$$x \vee y = \overline{\bar{x} \wedge \bar{y}}$$

$$\{x \vee y, \bar{x}\}$$

$$xy = \overline{\bar{x} \vee \bar{y}}$$

$$\{x+y, xy, 1\}.$$

Как определить условия, при которых система полна?

Замкнутые классы.

- Множество (класс) K функций алгебры логики называется **замкнутым классом**, если оно содержит все функции, получающиеся из K операциями суперпозиции и замены переменных, и не содержит никаких других функций.
- Пусть K - некоторое подмножество функций из $P_2(n)$. Замыканием K называется множество всех булевых функций, представимых с помощью операций суперпозиции и замены переменных функций из множества K . Замыкание множества K обозначается через $[K]$.
- В терминах замыкания можно дать другие определения замкнутости и полноты (эквивалентные исходным):
- K - замкнутый класс, если $K = [K]$;
- K - полная система, если $[K] = P_2(n)$.

- **Примеры.**
- $\{0\}, \{1\}$ - замкнутые классы.
- Множество функции одной переменной - замкнутый класс.
- $\{x, \bar{x}\}$ - замкнутый класс.
- Класс $\{1, x+y\}$ не является замкнутым классом.

Замкнутые классы.

- 1. T_0 - класс функций, сохраняющих 0.

Обозначим через T_0 класс всех функций алгебры логики $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$, сохраняющих константу 0, то есть функций, для которых $f(0, \dots, 0) = 0$.

$$T_0 = \{f(x_1, x_2, \dots, x_n) \mid f(0, \dots, 0) = 0\}$$

$0, x, xy, x \vee y, x+y \in T_0$;

$1, \bar{x} \notin T_0$. Из того, что $\bar{x} \notin T_0$ следует, например, что \bar{x} нельзя выразить через дизъюнкцию и конъюнкцию.

- Поскольку таблица для функции f из класса T_0 в первой строке содержит фиксированное значение 0, то для функций из T_0 можно задавать произвольные значения только на $2^n - 1$ наборе значений переменных, то есть

$$|T_0^{(n)}| = 2^{2^n - 1} = \frac{1}{2} |P_2|,$$

где $T_0^{(n)}$ - множество функций, сохраняющих 0 и зависящих от n переменных.

- Покажем, что T_0 - замкнутый класс. Так как $x \in T_0$, то для обоснования замкнутости достаточно показать замкнутость относительно операции суперпозиции, поскольку операция замены переменных есть частный случай суперпозиции с функцией x .

$$f(\tilde{x}_m), f_1(\tilde{x}_{k_1}), \dots, f_m(\tilde{x}_{k_m}) \in T_0$$

$$\varphi = f(f_1, \dots, f_m) \in T_0$$

$$\varphi(0, \dots, 0) = f(f_1(0, \dots, 0), \dots, f_m(0, \dots, 0)) = f(0, \dots, 0) = 0$$

2. T_1 - класс функций, сохраняющих 1.

- $f(1, \dots, 1) = 1$

$$T_1 = \{f(x_1, x_2, \dots, x_n) \mid f(1, \dots, 1) = 1\}$$

$$1, x, xy, x \vee y, x \equiv y \in T_1;$$

$$0, \bar{x}, x+y \notin T_1$$

Из того, что $x + y \notin T_1$ следует, например, что $x + y$ нельзя выразить через дизъюнкцию и конъюнкцию.

- T_1 - замкнутый класс

$$|T_1^{(n)}| = 2^{2^n - 1} = \frac{1}{2} |P_2|$$

3. L - класс линейных функций.

$$L = \left\{ f(x_1, x_2, \dots, x_n) \mid \begin{array}{l} f(x_1, x_2, \dots, x_n) = \\ = \alpha_0 + \alpha_1 x_1 + \dots + \alpha_n x_n; \alpha_i \in \{0, 1\}, i = 1, \dots, n \end{array} \right\}$$

$$0, 1, x, x+y, x_1 \equiv x_2 = 1 + x_1 + x_2, \quad = \bar{x} \bar{1} \in L;$$

$$xy, x \vee y \in L.$$

- Докажем, что $x \vee y \notin L$.
- Предположим противное. Будем искать выражение для $x \vee y$ в виде линейной функции с неопределенными коэффициентами:

$$x \vee y = \alpha + \beta x + \gamma y$$

При $x = y = 0$ имеем $\alpha = 0$,
 при $x = 1, y = 0$ имеем $\beta = 1$,
 при $x = 0, y = 1$ имеем $\gamma = 1$,
 но тогда при $x = 1, y = 1$ имеем $1 \vee 1 \neq 1 + 1$, что доказывает нелинейность функции дизъюнкция $x \vee y$.

Доказательство замкнутости класса линейных функций очевидно.

- Поскольку линейная функция однозначно определяется заданием значений $n+1$ коэффициента $\alpha_0, \dots, \alpha_n$, число линейных функций в классе $L(n)$ функций, зависящих от n переменных равно 2^{n+1} .

$$|L(n)| = 2^{n+1}$$

4. S - класс самодвойственных функций.

- Функция $f^*(\tilde{x}_n)$ определяемая равенством называется **двойственной** к функции

$$f(\tilde{x}_n)$$

Таблица для двойственной функции (при стандартной упорядоченности наборов значений переменных) получается из таблицы для исходной функции инвертированием (то есть заменой 0 на 1 и 1 на 0) столбца значений функции и его переворачиванием.

$$0^* = 1,$$

$$1^* = 0,$$

$$x^* = \bar{x},$$

$$\bar{x}^* = x$$

$$(f^*)^* = f$$

функция f является двойственной к f^* .

$$(x_1 \vee x_2)^* = x_1 \wedge x_2,$$

$$(x_1 \wedge x_2)^* = x_1 \vee x_2.$$

Теорема. Если функция ϕ получена как суперпозиция функций f, f_1, f_2, \dots, f_m , то функция, двойственная к суперпозиции, есть суперпозиция двойственных функций.

$$\phi(x_1, \dots, x_n) = f(f_1(x_{11}, \dots, x_{1p_1}), \dots, f_m(x_{m1}, \dots, x_{mp_m}))$$

$$\phi^*(x_1, \dots, x_n) = f^*(f_1^*(x_{11}, \dots, x_{1p_1}), \dots, f_m^*(x_{m1}, \dots, x_{mp_m}))$$

• *Доказательство.*

$$\varphi^*(x_1, \dots, x_n) = \square f(\square x_1, \dots, \square x_n) =$$

$$\varphi^*(x_1, \dots, x_n) = \bar{\varphi}(\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_n) =$$

$$= \bar{f}(f_1(\bar{x}_{11}, \dots, \bar{x}_{1p_1}), \dots, f_m(\bar{x}_{m1}, \dots, \bar{x}_{mp_m})) =$$

$$= \bar{f}(\bar{f}_1(\bar{x}_{11}, \dots, \bar{x}_{1p_1}), \dots, \bar{f}_m(\bar{x}_{m1}, \dots, \bar{x}_{mp_m})) =$$

$$= \bar{f}(\bar{f}_1^*(x_{11}, \dots, x_{1p_1}), \dots, \bar{f}_m^*(x_{m1}, \dots, x_{mp_m})) =$$

$$= f^*(f_1^*(x_{11}, \dots, x_{1p_1}), \dots, f_m^*(x_{m1}, \dots, x_{mp_m})).$$

- Обозначим через S класс всех самодвойственных функций из P_2 :
 $S = \{f \mid f^* = f\}$

$$\begin{aligned} &x, \quad \bar{x} \in S; \\ &0, 1, xy, x \vee y \notin S. \end{aligned}$$

Для самодвойственной функции имеет место тождество

$$f(x_1, \dots, x_n) = \bar{f}(\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_n)$$

- На наборах $(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ и $(\bar{\alpha}_1, \dots, \bar{\alpha}_n)$, которые мы будем называть противоположными, самодвойственная функция принимает противоположные значения. Отсюда следует, что самодвойственная функция полностью определяется своими значениями на первой половине строк стандартной таблицы. Поэтому число самодвойственных функций в классе $S(n)$ функций, зависящих от n переменных, равно:

$$|S^{(n)}| = 2^{2^{n-1}}$$

- Докажем теперь, что класс S замкнут. Так как $x \in S$, то для обоснования замкнутости достаточно показать замкнутость относительно операции суперпозиции, поскольку операция замены переменных есть частный случай суперпозиции с функцией x .

- Пусть $f(\tilde{x}_m), f_1(x_{k_1}), \dots, f_m(\tilde{x}_{k_m}) \in S$. Тогда достаточно показать, что

$$\varphi = f(f_1, \dots, f_m) \in S$$

Последнее устанавливается непосредственно:

$$\varphi^* = f^*(f_1^*, \dots, f_m^*) = f(f_1, \dots, f_m)$$

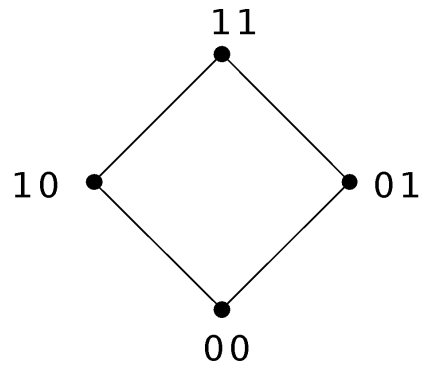
5. M - класс монотонных функций.

Набор $\tilde{\alpha} = \tilde{\alpha}_n = (\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ предшествует набору,

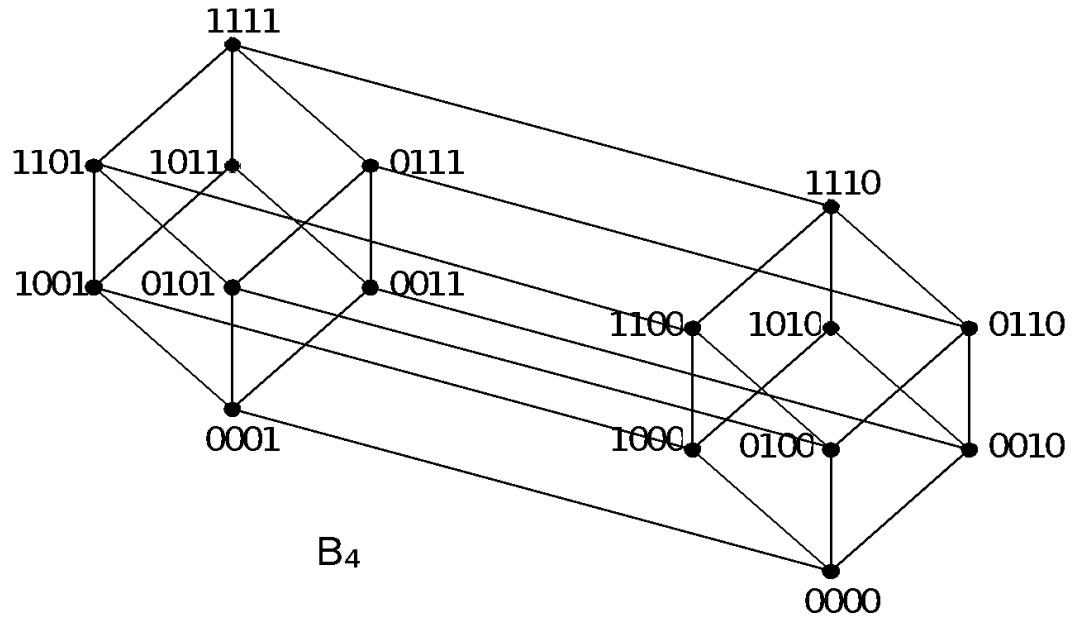
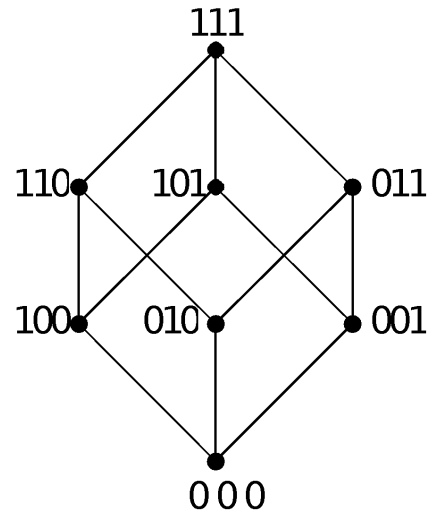
$$\tilde{\beta} = \tilde{\beta}_n = (\beta_1, \dots, \beta_n) \quad \tilde{\alpha} \leq \tilde{\beta}$$

если $\alpha_i \leq \beta_i$ для всех $i = 1, \dots, n$.

Наборы α и β называются сравнимыми, если либо $\alpha \leq \beta$ либо $\beta \leq \alpha$. В случае, когда ни одно из этих отношений не выполняется, то наборы называются несравнимыми.



B₂



B₄

- Функция алгебры логики называется **монотонной**, если для любых двух наборов $\tilde{\alpha}_n$ и $\tilde{\beta}_n$, таких, что $\tilde{\alpha}_n \leq \tilde{\beta}_n$, имеет место неравенство $f(\tilde{\alpha}_n) \leq f(\tilde{\beta}_n)$. Множество всех монотонных функций алгебры логики обозначается через M , а множество всех монотонных функций, зависящих от n переменных - через $M(n)$.

- $0, 1, x, xy, x \vee y \in M$;
- $x+y, x \rightarrow y, x \equiv y \notin M$.
- Покажем, что класс монотонных функций M - замкнутый класс. Так как $x \in M$, то для обоснования замкнутости достаточно показать замкнутость относительно операции суперпозиции, поскольку операция замены переменных есть частный случай суперпозиции с функцией x .

$$f(\tilde{x}_m), f_1(\tilde{x}_{k_1}), \dots, f_m(\tilde{x}_{k_m}) \in M$$

$$\varphi = f(f_1, \dots, f_m) \in M$$

$$\tilde{x} = \tilde{x}_n = (x_1, \dots, x_n), \tilde{x}_{k_1} = (x_{11}, \dots, x_{1k_1}), \dots, \tilde{x}_{k_m} = (x_{m1}, \dots, x_{mk_m})$$

наборы переменных, соответственно, функций φ, f_1, \dots, f_m , причем множество переменных функции φ состоит из тех и только тех переменных, которые встречаются у функций f_1, \dots, f_m .