

# Содержание

1	Билет 1	3
2	Билет 2	4
3	Билет 3	5
4	Билет 4	7
5	Билет 5	7
6	Билет 6	8
7	Билет 7	9
8	Билет 8	10
9	Билет 9	11
10	Билет 10	12
11	Билет 11	13
12	Билет 12	14
13	Билет 13	14
14	Билет 14	15
15	Билет 15	15
16	Билет 16	16
17	Билет 17	17
18	Билет 18	18
19	Билет 19	19
20	Билет 20	20
21	Билет 21	20
22	Билет 22	21
23	Билет 23	22
24	Билет 24	22
25	Билет 25	23
26	Билет 26	23
27	Билет 27	24



# 1 Билет 1

**Определение.** Упорядоченный набор - функция, которая ставит в соответствие каждому элементу множества  $\{1, \dots, n\}$  элемент из множества  $\{a_1, \dots, a_n\}$  :  $1 \rightarrow a_1, \dots, n \rightarrow a_n$ .

Декартово произведение множеств  $A_1 \times \dots \times A_n = (a_1, \dots, a_n) : a_i \in A_i$ .

**Определение.** Пусть функция  $f$  определена на  $A_1 \times \dots \times A_n$ , тогда  $f$  -  $n$ -местная функция.

**Определение.** Множество  $B_n = E_2 \times \dots \times E_n$ , где  $E_i = \{0, 1\}$ , называется  $n$ -мерным булевым кубом.

**Определение.** Функция  $f : B_n \rightarrow E_2$  называется функцией алгебры логики. Множество всех таких функций обозначим  $P_2$ .

Представление функции  $f(x_1, \dots, x_n)$  в виде таблицы, имеющей  $n + 1$  столбец:

$x_1$	$\dots$	$x_{n-1}$	$x_n$	$f$
0	$\dots$	0	0	0
0	$\dots$	0	0	1
0	$\dots$	0	1	0
$\vdots$		$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$
1	$\dots$	1	1	1

Так как число различных первых  $n$  столбцов  $2^n$ , так как в каждой ячейке одного столбца может быть либо 0, либо 1.  $\implies$  число функций будет  $2^{2^n}$ , так как для каждого набора значение функции может быть либо 0, либо 1.

**Определение.** Переменная  $x_i$  называется существенной, если существуют наборы  $\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, 1, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n$  и  $\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, 0, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n$ , на которых функция принимает различные значения. В противном случае переменная  $x_i$  называется несущественной (фиктивной).

**Определение.** Пусть  $x_i$  - фиктивная переменная, тогда если функция  $f(x_1, \dots, x_{i-1}, x_{i+1}, \dots, x_n) = g(x_1, \dots, x_{i-1}, 0, x_{i+1}, \dots, x_n)$ , то функция  $g$  называется полученной из  $f$  добавлением фиктивной переменной. Функция удаления фиктивной переменной определяется аналогично.

**Определение.** Функция называется симметрической, если при любых перестановках переменных  $x_{i_1}, \dots, x_{i_n}$  значение функции не меняется.

Элементарные функции в алгебре логики:

1. константы  $0, 1$
2. тождественный  $x$
3. отрицание  $\bar{x}$
4. конъюнкция  $x \wedge y$
5. дизъюнкция  $x \vee y$
6. импликация  $x \rightarrow y$
7. штрих Шеффера  $x|y$
8. стрелка Пирса  $x \downarrow y$
9. сложение по модулю 2
10. эквивалентность

## 2 Билет 2

**Определение.** Формула - слово в некотором алфавите  $A$ .

**Определение.** Алфавит - конечное или бесконечное множество.

**Определение.** Слово - произвольная функция, определённая на начальном отрезке натурального ряда и принимающая на нём значения из  $A$ .

**Определение.** Пусть  $F$  - множество функций алгебры логики,  $S$  - множество символов, обозначающих функции из  $F$ , тогда отображение  $\Sigma : S \rightarrow F$  - сигнатура для  $F$ .

**Определение.** Пусть  $X = \{x_1, \dots\}$  - символы переменных.

База индукция: если  $x_i$  - символ переменной, то однобуквенное слово, состоящее из  $x_i$  - формула в сигнатуре  $\Sigma$ .

Пусть  $s \in S$ ,  $f = \Sigma(s)$  - функция от  $n$  переменных,  $\Phi_1, \dots, \Phi_n$  - формулы в сигнатуре  $\Sigma$ , тогда слово  $s(\Phi_1, \dots, \Phi_n)$  - формула в сигнатуре  $\Sigma$ .

**Определение.** Пусть  $\Phi$  - формула,  $\tilde{x}$  - упорядоченный набор  $(x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$ , содержащий все переменные формулы  $\Phi$ ,  $\tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_n)$  - двоичный набор.

База индукции:  $\Phi$  - однобуквенное слово  $x_{i_j}$ , тогда  $\Phi[\tilde{x}, \tilde{\alpha}] = \alpha_j$  - значение формулы на наборе  $\tilde{\alpha}$ .

Пусть  $F = s(\Phi_1, \dots, \Phi_n)$ ,  $f = \Sigma(s)$ , причём  $\Phi_1[\tilde{x}, \tilde{\alpha}] = \beta_1, \dots, \Phi_n[\tilde{x}, \tilde{\alpha}] = \beta_n$ , тогда  $f(\beta_1, \dots, \beta_n)$  - значение формулы на наборе значений переменных.

**Определение.** Формулой, определяющей функцию  $f$  алгебры логики, определённой на  $B_n$ , называется формула  $\Phi$  такая, что  $\forall$  набора  $\tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_n) \in B_n$   $f(\tilde{\alpha}) = \Phi[\tilde{x}, \tilde{\alpha}]$ .

**Определение.** Формулы в сигнатуре, представляющие собой переменные, называются вырожденными, остальные - невырожденными. Если функция определяется невырожденной формулой в сигнатуре  $\Sigma : S \rightarrow F$ , то она получена суперпозициями над  $F$ , где  $F$  - множество функций.

**Определение.** (Другое определение суперпозиции) Если одну функцию можно получить с помощью конечного числа применений следующих трёх операций, то данная функция называется функцией, полученной суперпозициями над  $F$ . Операции:

1. Операция подстановки переменных. Пусть  $f(x_1, \dots, x_n) \in P_2$ ,  $g(x_1, \dots, x_n)$  - функция, определённая на  $B_n$ , такая, что  $g(x_1, \dots, x_n) = f(x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$ , где набор  $(i_1, \dots, i_n)$  - набор элементов  $(1, \dots, n)$  (они необязательно различны). Тогда  $g$  получена из  $f$  операцией подстановки переменных.
2. Операция подстановки функции в функцию. Пусть  $f(x_1, \dots, x_n)$ ,  $g(x_1, \dots, x_m)$ ,  $h$  определена на  $B_{n+m-1}$  и  $h(x_1, \dots, x_{n+m-1}) = f(x_1, \dots, x_{n-1}, g(x_n, \dots, x_{n+m-1}))$ , тогда функция  $h$  получена из функций  $f$  и  $g$  операцией подстановки одной функции в другую.
3. Операция добавления или удаления фиктивных переменных. Пусть  $x_i$  - фиктивная переменная, тогда если функция  $f(x_1, \dots, x_{i-1}, x_{i+1}, \dots, x_n) = g(x_1, \dots, x_{i-1}, 0, x_{i+1}, \dots, x_n)$ , то функция  $g$  называется полученной из  $f$  добавлением фиктивной переменной. Функция удаления фиктивной переменной определяется аналогично.

### 3 Билет 3

**Определение.** Формулы  $F_1$  и  $F_2$  называются эквивалентными, если они определяют равные функции относительно объединения их переменных. Функции называются равными, если их области определения равны и  $\forall x \in D_f(x) f(x) = g(x)$ . Слово  $F_1 = F_2$ , если формулы  $F_1$  и  $F_2$  эквивалентны, называется тождеством.

Основные тождества:

1. Ассоциативность операций:  $\wedge, \vee, \neg, \leftrightarrow$ .

2. Дистрибутивности:

$$(a) (x \vee y) \wedge z = (x \wedge z) \vee (y \wedge z)$$

$$(b) (x \wedge y) \vee z = (x \vee z) \wedge (y \vee z)$$

$$(c) (x + y) \cdot z = x \cdot z + y \cdot z$$

3. Тождества для отрицания:

$$(a) \overline{\overline{x}} = x$$

$$(b) \overline{x \wedge y} = \overline{x} \vee \overline{y}$$

$$(c) \overline{x \vee y} = \overline{x} \wedge \overline{y}$$

$$(d) x \cdot \overline{x} = 0$$

$$(e) x \vee \overline{x} = 1$$

$$(f) \overline{x \rightarrow y} = x \cdot \overline{y}$$

4. Тождества для эдентичных операндов

5. Тождества с константным операндом

**Определение.** Функция  $g$  называется двойственной к  $f$ , если  $g(x_1, \dots, x_n) = \overline{f(\overline{x_1}, \dots, \overline{x_n})}$ . Обозначение  $g = f^*$ .

**Определение.** Если функция двойственна к самой себе, то она называется самодвойственной.

**Теорема.** (принцип двойственности) Если  $\Phi$  - формула в сигнатуре  $\Sigma : S \rightarrow F$ , определяющая некоторую функцию  $g$ , то эта формула в сигнатуре  $\Sigma^* : S \rightarrow F^*$  определяет двойственную функцию  $g^*$ .

*Доказательство.* База индукции: пусть  $x_i$  - символ переменной, тогда однобуквенное слово, состоящее из  $x_i$  - формула в сигнатуре  $\Sigma$ , определяющая одноместную функцию  $g$ . Эта формула в сигнатуре  $\Sigma^*$  имеет вид  $\overline{x_i}$ , то есть она определяет функцию, двойственную к  $g$ .

Пусть  $s \in S$ ,  $f = \Sigma(s)$  - формула от  $n$  переменных,  $\Phi_1, \dots, \Phi_n$  - формулы в сигнатуре  $\Sigma$ , тогда слово  $s(\Phi_1, \dots, \Phi_n)$  - формула в сигнатуре  $\Sigma$ . В  $\Sigma^*(s) = (\Sigma(s))^* = (\Sigma(s(\Phi_1, \dots, \Phi_n)))^* = f^*$ , то есть данная формула определяет в двойственной сигнатуре двойственную функцию.  $\square$

## 4 Билет 4

**Определение.** Выражение  $f(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{(\sigma_1, \dots, \sigma_n): f(\sigma_1, \dots, \sigma_n)=1} x_1^{\sigma_1} \cdot \dots \cdot x_n^{\sigma_n}$  называется совершенной дизъюнктивной нормальной формой.  $x_i^{\sigma_i} = \begin{cases} x_i, \sigma_i = 1 \\ \bar{x}_i, \sigma_i = 0 \end{cases}$ .

**Теорема.** Для любой функции  $f(x_1, \dots, x_n)$  алгебры логики верно равенство:  

$$f(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{(\sigma_1, \dots, \sigma_m) \in B_m} x_1^{\sigma_1} \cdot \dots \cdot x_m^{\sigma_m} \cdot f(\sigma_1, \dots, \sigma_m, \sigma_{m+1}, \dots, \sigma_n).$$

*Доказательство.* Рассмотрим произвольный набор  $(\alpha_1, \dots, \alpha_m)$ , если  $(\alpha_1, \dots, \alpha_m) \neq (\sigma_1, \dots, \sigma_m)$ , то  $\exists \alpha_i \neq \sigma_i \implies \alpha_i^{\sigma_i} = 0 \implies$  данное слагаемое будет равно нулю. Тогда единственным не нулевым членом будет  $(\alpha_1^{\alpha_1} \cdot \dots \cdot \alpha_m^{\alpha_m}) \cdot f(\alpha_1, \dots, \alpha_m, \alpha_{m+1}, \dots, \alpha_n) = f(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ .  $\square$

**Теорема.** Любую функцию алгебры логики можно представить с помощью суперпозиций конъюнкции, дизъюнкции и отрицания.

*Доказательство.* Так как любая функция алгебры логики, кроме тождественного нуля, реализуется совершенной д.н.ф., значит она представима суперпозициями конъюнкции, дизъюнкции и отрицания. Тождественный ноль можно представить так:  $x \wedge \bar{x} = 0$ .  $\square$

**Теорема.** Любая функция алгебры логики, кроме тождественной единицы, представима в виде совершенной конъюнктивной нормальной формы.

*Доказательство.* Так как любая функция алгебры логики, кроме тождественного нуля, представима в виде совершенной д.н.ф., тогда по принципу двойственности

$$f(x_1, \dots, x_n) = \bigwedge_{(\sigma_1, \dots, \sigma_n): f^*(\sigma_1, \dots, \sigma_n)=1} x_1^{\sigma_1} \vee \dots \vee x_n^{\sigma_n} \implies$$

$$f(x_1, \dots, x_n) = \bigwedge_{(\delta_1, \dots, \delta_n): f(\delta_1, \dots, \delta_n)=1} x_1^{\bar{\delta}_1} \vee \dots \vee x_n^{\bar{\delta}_n}. \quad \square$$

## 5 Билет 5

**Определение.** Система функций называется полной в  $P_2$ , если через них выражаются все функции в  $P_2$ .

**Примеры.** 1.  $\wedge$  и  $\neg$

2.  $\vee$  и  $\neg$

3.  $x|y$

4.  $x \downarrow y$

**Определение.** Полиномы по модулю 2 вида: 
$$\sum_{\{i_1, \dots, i_s\} \subseteq \{1, \dots, n\}} a_{i_1, \dots, i_s} \cdot x_{i_1} \cdot \dots \cdot x_{i_s}$$
 называются полиномами Жегалкина.

**Теорема.** (Жегалкина)

*Любая функция алгебры логики представима полиномом Жегалкина, причём единственным образом.*

*Доказательство.* Так как в каждом мономе полинома Жегалкина  $n$  переменных, каждая из которых может быть либо 0, либо 1, а коэффициент перед каждым мономом может принимать значение 0 или 1  $\implies$  всего есть  $2^{2^n}$  различных полиномов Жегалкина.

Пусть два различных полинома Жегалкина задают одну функцию, тогда мы получим ненулевой полином, задающий нулевую константу  $\implies$  противоречие  $\implies$  Любая функция алгебры логики представима полиномом Жегалкина, причём единственным образом.  $\square$

## 6 Билет 6

**Определение.** Множество функций, которые можно получить из данного множества  $M$  функций алгебры логики, называется замыканием множества  $M$  и обозначается  $[M]$ .

**Примеры.** 1.  $P_2 = [P_2]$

1,  $x + y$  - множество линейных функций

**Свойства.** 1.  $M \subseteq [M]$

2.  $[[M]] = [M]$

3. Если  $M_1 \subseteq M_2$ , то  $[M_1] \subseteq [M_2]$

4.  $[M_1] \cup [M_2] \subseteq [M_1 \cup M_2]$

*Доказательство.* 1. По определению замыкания.



2. Из первого следует, что  $[M] \subseteq [[M]]$ , а  $[[M]] \subseteq [M]$ , так как в противном случае существовала бы функция, которая не выражается суперпозициями функций из  $M$ , но выражается суперпозициями функций, которые выражаются суперпозициями функций из  $M$ , а значит, она выражается суперпозициями из  $M \implies$  противоречие.
3. Если функция получается суперпозициями из  $M_1$ , то её можно получить суперпозициями из  $M_2$ , так как все функции  $M_1$  являются функциями  $M_2$ .
4. Пусть функция  $f \in [M_1] \cup [M_2]$ , тогда она получается суперпозициями из  $M_1$  или из  $M_2$ , пусть для определённости она выражается суперпозициями из  $M_1$ , но тогда её можно получить суперпозициями из  $M_1 \cup M_2$ , то есть  $f \in [M_1 \cup M_2]$

□

**Определение.** Класс функций  $M$  называется замкнутым, если  $[M] = M$ .

**Примеры.** 1.  $P_2 = [P_2]$

2.  $L = [L]$ ,  $L$  - множество линейных функций.

## 7 Билет 7

**Определение.** Функция  $f$  называется функцией, сохраняющей ноль, если на наборе из нулей она принимает значение 0.

**Определение.** Функция  $f$  называется функцией, сохраняющей единицу, если на наборе из единиц она принимает значение 1.

Класс функций, сохраняющих ноль, обозначим  $T_0$ , а класс функций, сохраняющих единицу, обозначим  $T_1$ .

**Теорема.** Классы  $T_0$  и  $T_1$  замкнуты.

*Доказательство.* 1. Операция подстановки переменных:

$g(x_1, \dots, x_n) = f(x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$ , если функция  $f$  сохраняла ноль, то и функция  $g$  будет сохранять ноль, если функция  $f$  сохраняла единицу, то и функция  $g$  будет сохранять единицу.

2. Операция подстановки одной функции в другую:

$h(x_1, \dots, x_{n+m-1}) = f(x_1, \dots, x_{n-1}, g(x_n, \dots, x_{n+m-1}))$ , если функции  $f$  и  $h$  сохраняли ноль, то и функция  $g$  будет сохранять ноль, если функции  $f$  и  $g$  сохраняли единицу, то и функция  $h$  будет сохранять единицу.

3. Операция добавления или удаления фиктивной переменной, не влияет на способность функции сохранять ноль или сохранять единицу.

Следовательно суперпозициями мы не сможем получить функцию, не принадлежащую данному классу  $\implies$  классы  $T_0$  и  $T_1$  - замкнуты.  $\square$

## 8 Билет 8

Класс самодвойственных функций обозначим  $S$ .

**Теорема.** *Класс  $S$  замкнут.*

*Доказательство.* 1. Операция подстановки переменных:

Пусть  $f(x_1, \dots, x_n) \in S$ ,  $g(x_1, \dots, x_n) = f(x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$ , тогда  $\bar{g}(\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_n) = \bar{f}(\bar{x}_{i_1}, \dots, \bar{x}_{i_n}) = f(x_{i_1}, \dots, x_{i_n}) = g(x_1, \dots, x_n) \implies g$  - самодвойственная функция.

2. Операция подстановки функции в функцию:

Пусть  $f(x_1, \dots, x_n) \in S$ ,  $g(x_1, \dots, x_m) \in S$ ,  $h(x_1, \dots, x_n, x_{n+1}, \dots, x_{n+m-1}) = f(x_1, \dots, x_{n-1}, g(x_n, \dots, x_{n+m-1}))$ , тогда  $\bar{h}(\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_n, \bar{x}_{n+1}, \dots, \bar{x}_{m+n-1}) = \bar{f}(\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_{n-1}, \bar{g}(\bar{x}_n, \dots, \bar{x}_{m+n-1})) = \bar{f}(x_1, \dots, x_{n-1}, g(x_n, \dots, x_{m+n-1})) = h(x_1, \dots, x_n, x_{n+1}, \dots, x_{m+n-1}) \implies h$  - самодвойственная функция.

3. Операция добавления или удаления фиктивных переменных:

Пусть  $f(x_1, \dots, x_n) \in S$ ,  $g(x_1, \dots, x_{i-1}, 0, x_{i+1}, \dots, x_n) = f(x_1, \dots, x_n) = g(x_1, \dots, x_{i-1}, 1, x_{i+1}, \dots, x_n)$ , тогда  $\bar{g}(\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_{i-1}, 1, \bar{x}_{i+1}, \dots, \bar{x}_n) = f(x_1, \dots, x_n) = g(x_1, \dots, x_{i-1}, 0, x_{i+1}, \dots, x_n) \implies g$  - самодвойственная функция.  $\square$

**Теорема.** *Если функция  $f$  не является самодвойственной, то с помощью неё и функции отрицания можно получить константу.*

*Доказательство.* Пусть  $f(x_1, \dots, x_n) \notin S$ , тогда существует набор  $(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ :

$$f(\alpha_1, \dots, \alpha_n) = f(\bar{\alpha}_1, \dots, \bar{\alpha}_n).$$

Пусть  $\varphi_i = x^{\alpha_i}$ ,  $\varphi(x) = f(\varphi_1(x), \dots, \varphi_n(x))$ ,

тогда  $\varphi(0) = f(0^{\alpha_1}, \dots, 0^{\alpha_n}) = f(\bar{\alpha}_1, \dots, \bar{\alpha}_n) = f(\alpha_1, \dots, \alpha_n) = f(1^{\alpha_1}, \dots, 1^{\alpha_n}) = \varphi(1) \implies$

$\implies \varphi(x)$  - константа, полученная из несамо двойственной функции и отрицания.  $\square$

## 9 Билет 9

**Определение.** Пусть  $\tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ ,  $\tilde{\beta} = (\beta_1, \dots, \beta_n)$  - двоичные наборы, тогда  $\tilde{\alpha} \leq \tilde{\beta}$ , если  $\forall i = \overline{1, n} \alpha_i \leq \beta_i$ .

**Определение.** Функция алгебры логики называется монотонной, если  $\forall$  двоичных наборов  $\tilde{\alpha}$  и  $\tilde{\beta}$  таких, что  $\tilde{\alpha} \leq \tilde{\beta}$ ,  $f(\tilde{\alpha}) \leq f(\tilde{\beta})$ .

**Теорема.** Класс  $M$  монотонных функций - замкнут.

*Доказательство.* 1. Операция подстановки переменных:

$g(x_1, \dots, x_n) = f(x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$ , если функция  $f$  монотонна, то  $\forall \tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_n)$  и  $\tilde{\beta} = (\beta_1, \dots, \beta_n) : \tilde{\alpha} \leq \tilde{\beta}, f(\tilde{\alpha}) \leq f(\tilde{\beta}) \implies \alpha_1 \leq \beta_1, \dots, \alpha_n \leq \beta_n \implies \alpha_{i_1} \leq \beta_{i_1}, \dots, \alpha_{i_n} \leq \beta_{i_n} \implies f(\alpha_{i_1}, \dots, \alpha_{i_n}) \leq f(\beta_{i_1}, \dots, \beta_{i_n}) \implies g(\alpha_1, \dots, \alpha_n) = f(\alpha_{i_1}, \dots, \alpha_{i_n}) \leq f(\beta_{i_1}, \dots, \beta_{i_n}) = g(\beta_1, \dots, \beta_n) \implies g$  - монотонна.

2. Операция подстановки одной функции в другую:

$f(x_1, \dots, x_n), g(x_1, \dots, x_m)$  - монотонные функции,  $h(x_1, \dots, x_{n+m-1}) = f(x_1, \dots, x_{n-1}, g(x_n, \dots, x_{n+m-1}))$ , так как функции  $f$  и  $g$  монотонны,  $\forall \tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_{m+n-1})$  и  $\tilde{\beta} = (\beta_1, \dots, \beta_{m+n-1}) : \tilde{\alpha} \leq \tilde{\beta}, f(\tilde{\alpha}) \leq f(\tilde{\beta})$  и  $g(\alpha_n, \dots, \alpha_{m+n-1}) = g(\beta_n, \dots, \alpha_{m+n-1}) \implies (\alpha_1, \dots, \alpha_{n-1}, g(\alpha_n, \dots, \alpha_{m+n-1})) \leq (\beta_1, \dots, \beta_{n-1}, g(\beta_n, \dots, \beta_{m+n-1})) \implies h(\alpha_1, \dots, \alpha_{m+n-1}) = f(\alpha_1, \dots, \alpha_{n-1}, g(\alpha_n, \dots, \alpha_{m+n-1})) \leq f(\beta_1, \dots, \beta_{n-1}, g(\beta_n, \dots, \beta_{m+n-1})) = h(\beta_1, \dots, \beta_{m+n-1})$ .

3. Операция добавления или удаления фиктивных переменных:

$f(x_1, \dots, x_{i-1}, x_{i+1}, \dots, x_n) = g(x_1, \dots, x_{i-1}, 0, x_{i+1}, \dots, x_n)$ , так как  $f$  монотонна  $\implies \forall \tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n)$  и  $\tilde{\beta} = (\beta_1, \dots, \beta_{i-1}, \beta_{i+1}, \dots, \beta_n) : \tilde{\alpha} \leq \tilde{\beta}$ ,

верно  $f(\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n) \leq f(\beta_1, \dots, \beta_{i-1}, \beta_{i+1}, \dots, \beta_n)$ .

Тогда  $\tilde{\alpha}$ , с добавленной фиктивной переменной,  $\leq \tilde{\beta}$ , с добавленной фиктивной переменной  $\implies g(\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, 0, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n) = f(\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1},$

$$\alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n) \leq f(\beta_1, \dots, \beta_{i-1}, \beta_{i+1}, \dots, \beta_n) = g(\beta_1, \dots, \beta_{i-1}, 0, \beta_{i+1}, \dots, \beta_n).$$

Следовательно, суперпозициями мы не сможем получить функцию, не принадлежащую данному классу  $\implies$  класс  $M$  замкнут.  $\square$

**Теорема.** Если  $f$  - немонотонная функция, то из неё и констант можно получить отрицание.

*Доказательство.* Пусть  $f(x_1, \dots, x_n)$  - немонотонная функция, тогда  $\exists \tilde{\alpha}$  и  $\tilde{\beta} : \tilde{\alpha} \leq \tilde{\beta}$  и  $f(\tilde{\alpha}) = 1$ , а  $f(\tilde{\beta}) = 0$ . Так как наборы различны, то  $\exists \alpha_{i_1} = \dots = \alpha_{i_k} = 0$  и  $\beta_{i_1} = \dots = \beta_{i_k} = 1$ ,

а  $\forall j \in (1, \dots, n) \setminus (i_1, \dots, i_k) \alpha_j = \beta_j$ .

Пусть наборы  $\tilde{\gamma}_0, \dots, \tilde{\gamma}_k$  на позициях  $(1, \dots, n) \setminus (i_1, \dots, i_k)$  совпадают со значениями набора  $\tilde{\alpha}$ , на позициях  $i_1, \dots, i_k$  набор  $\tilde{\gamma}_j = 1$ , а на позициях  $i_{j+1}, \dots, i_k$  принимает значение 0, тогда  $\tilde{\gamma}_0 = \tilde{\alpha}$ , а  $\tilde{\gamma}_k = \tilde{\beta} \implies f(\tilde{\gamma}_0) = 1, f(\tilde{\gamma}_k) = 0 \implies \exists \tilde{\gamma}_j : f(\tilde{\gamma}_j) = 0$ , а  $f(\tilde{\gamma}_{j-1}) = 1 \implies$

$\implies \tilde{\gamma}_{j-1} = (\delta_1, \dots, \delta_{i_j-1}, 0, \delta_{i_j+1}, \dots, \delta_n), \tilde{\gamma}_j = (\delta_1, \dots, \delta_{i_j-1}, 1, \delta_{i_j+1}, \dots, \delta_n)$ .

Тогда функция  $\varphi(f(\delta_1, \dots, \delta_{i_j-1}, x, \delta_{i_j+1}, \dots, \delta_n))$ , при  $x = 0$  функция равна 1, а при  $x = 1$ , функция равна 0, то есть  $\varphi = \bar{x}$ , а так как она получена с помощью функции  $f$  и констант, значит, это искомая функция.  $\square$

## 10 Билет 10

**Определение.** Функция  $f$  называется линейной, если она представима полиномом Жегалкина степени 1.

**Теорема.** Класс  $L$  линейных функций замкнут.

*Доказательство.* 1. Операция подстановки переменных:

$g(x_1, \dots, x_n) = f(x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$ , если функция  $f$  линейна, то  $\forall \tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_n) f(\tilde{\alpha}) = c_0 + c_1\alpha_1 + \dots + c_n\alpha_n$ , тогда

$g(\alpha_1, \dots, \alpha_n) = c_0 + c_1\alpha_{i_1} + \dots + c_n\alpha_{i_n} \implies g$  - линейная функция.

2. Операция подстановки одной функции в другую:

$f(x_1, \dots, x_n), g(x_1, \dots, x_m)$  - линейные функции,  $h(x_1, \dots, x_{n+m-1}) = f(x_1, \dots, x_{n-1}, g(x_n, \dots, x_{n+m-1}))$ , так как функции  $f$  и  $g$  линейны,  $\forall \tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_{n+m-1}) f(\alpha_1, \dots, \alpha_n) = c_0 + c_1\alpha_1 + \dots + c_n\alpha_n, g(\alpha_1, \dots, \alpha_m) = c'_0 + c'_1\alpha_1 + \dots + c'_m\alpha_m \implies$   
 $\implies h(\alpha_1, \dots, \alpha_{n+m-1}) = c_0 + c_1\alpha_1 + \dots + c_{n-1}\alpha_{n-1} + c_n g(\alpha_n, \dots, \alpha_{n+m-1}) =$

$= c_0 + c_1\alpha_1 + \dots + c_{n-1}\alpha_{n-1} + c_n(c'_1\alpha_n + \dots + c'_m\alpha_{m+n-1}) \implies$  функция  $h$  является линейной.

3. Операция добавления или удаления фиктивных переменных:

$f(x_1, \dots, x_{i-1}, x_{i+1}, \dots, x_n) = g(x_1, \dots, x_{i-1}, 0, x_{i+1}, \dots, x_n)$ , так как  $f$  линейна  $\implies \forall \tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n) f(\tilde{\alpha}) = c_0 + c_1\alpha_1 + \dots + c_{i-1}\alpha_{i-1} + c_{i+1}\alpha_{i+1} + \dots + c_n\alpha_n$ , тогда очевидно, что  $g(\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, 0, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n)$  тоже линейная функция.

Следовательно, суперпозициями мы не сможем получить функцию, не принадлежащую данному классу  $\implies$  класс  $L$  замкнут.  $\square$

**Теорема.** Если функция  $f$  нелинейна, то из неё, констант и отрицания можно получить конъюнкцию.

*Доказательство.* Пусть  $f(x_1, \dots, x_n)$  - нелинейная функция, тогда полином Жегалкина без ограничения общности имеет вид:  $x_1x_2f_1(x_3, \dots, x_n) + x_1f_2(x_3, \dots, x_n) + x_2f_3(x_3, \dots, x_n) + f_4(x_3, \dots, x_n)$ . Так как  $f1$  не является тождественно нулевой функцией, существует набор  $(\alpha_3, \dots, \alpha_n) : f_1(\alpha_3, \dots, \alpha_n) = 1$ , тогда  $f = x_1x_2 + \alpha x_1 + \beta x_2 + \gamma \implies \implies f(x_1+\alpha, x_2+\beta) = (x_1+\alpha)(x_2+\beta) + \alpha(x_1+\alpha) + \beta(x_2+\beta) + \gamma = x_1x_2 + \alpha\beta\gamma$ , если  $\alpha\beta\gamma = 1$ , то возьмём  $\bar{f}(x_1+\alpha, x_2+\beta) = x_1x_2$ , так как данная функция получена из  $f$  с помощью констант и отрицания, значит это искомая функция.  $\square$

## 11 Билет 11

**Теорема.** Система функций полна тогда и только тогда, когда она не содержится ни в одном из классов  $T_0, T_1, S, M, L$ .

*Доказательство.*  $\implies$  Если система  $F$  функций алгебры логики полна, то  $[F] = P_2$ . Предположим, что  $F \subseteq K$ , где  $K$  - один из этих классов, тогда  $[F] \subseteq [K] \neq P_2$  - противоречие.

$\Leftarrow$  Пусть  $F$  не лежит ни в одном из этих классов, тогда  $\exists f_1, f_2, f_3, f_4, f_5 : f_1 \notin T_0, f_2 \notin T_1, f_3 \notin S, f_4 \notin M, f_5 \notin L$ .

Рассмотрим  $f_1 \notin T_0$ , тогда  $f_1(0, \dots, 0) = 1$ . Есть два случая:

1. Пусть  $f_1 \notin T_1$ , тогда  $\varphi(x) = f_1(x, \dots, x) = \bar{x}$ , то есть мы получили из  $f_1$  функцию отрицания. Тогда по лемме о несамодвойственной функции из  $f_3$  и  $\bar{x}$  можно получить константы.

2. Пусть  $f_1 \in T_1$ , тогда  $\varphi(x) = f_1(x, \dots, x) = 1$ , то есть  $\varphi(x)$  - константа 1. Рассмотрим  $f_2 \notin T_1$ , тогда  $f_2(f_1(x, \dots, x)) = 0$ , то есть мы получили константу 0.

Тогда по лемме о немонотонной функции из  $f_4$  и констант можно получить  $\bar{x}$ , а по лемме о нелинейной функции из  $f_5$ ,  $\bar{x}$  и констант можно получить  $x \wedge y$ , то есть мы получим полную систему  $x \wedge y, \bar{x}$ .  $\square$

## 12 Билет 12

**Определение.** Класс  $K$  функций алгебры логики называется предполным, если  $[K] \neq P_2$  и если  $f \in P_2 \setminus K$ , то  $[\{f\} \cup K] = P_2$ .

**Теорема.** В  $P_2$  нет предполных классов, отличных от  $T_0, T_1, S, M, L$ .

*Доказательство.* Пусть класс  $K$  - предполный класс, отличный от данных пяти классов. Этот класс замкнут, так как в противном случае можно было бы выбрать функцию  $f : f \in [K]$  и  $f \notin K$ , тогда  $[\{f\} \cup K] = [K]$ , но так как класс  $K$  является предполным, то  $[K] = P_2 \implies$  противоречие с тем, что класс  $K$  не является полным.

Так как класс  $K$  замкнут, то он содержится в одном из классов  $T_0, T_1, S, M, L$  (обозначим этот класс  $Q$ ), иначе по теореме Поста он был бы полным, а он по условию таким не является. Пусть класс  $K$  не совпадает с классом  $Q$ , тогда  $\exists f \in Q \setminus K \implies [\{f\} \cup K] \subseteq [Q] \neq P_2$  - противоречие.

Пусть  $f \in P_2 \setminus Q$ , тогда если  $[Q \cup \{f\}] = [Q'] \neq P_2$ , то  $Q'$  содержится в одном из оставшихся классов, что невозможно, а значит, класс  $Q$  является предполным.  $\square$

## 13 Билет 13

**Теорема.** В любой полной системе алгебры логики можно выделить полную подсистему, состоящую из 4 функций.

*Доказательство.* Пусть система  $F$  полна, выберем в ней функции  $f_1, f_2, f_3, f_4, f_5 : f_1 \notin T_0, f_2 \notin T_1, f_3 \notin S, f_4 \notin M, f_5 \notin L$ , по теореме Поста система из этих функций полна. Если  $f_1 \in T_1$ , тогда  $f_1 \notin S$ , тогда функцию  $f_3$  можно выбрать равной  $f_1$ , а если  $f_1(1, \dots, 1) = 0$ , то  $f_1 \notin M$ , то есть  $f_4$  можно выбрать равной  $f_1 \implies$  в обоих случаях мы получаем полную систему из четырёх функций.  $\square$

## 14 Билет 14

**Определение.** Пусть  $K$  - замкнутый класс,  $F$  - система функций данного класса, тогда  $F$  называется полной, если  $[F] = K$ .

**Определение.** Система функций некоторого класса  $K$  называется базисом, если она полна в  $K$ , но каждая её собственная подсистема неполна в  $K$ .

**Примеры.**  $\{0, 1, x_1 \cdot x_2, x_1 \vee x_2\}$  - базис в  $M$

**Теорема.** Каждый замкнутый класс функций алгебры логики имеет конечный базис. (Без доказательства)

**Теорема.** Число замкнутых классов в  $P_2$  счётно. (Без доказательства)

## 15 Билет 15

**Определение.** Отображение  $f : E_k \times \dots \times E_k \rightarrow E_k$  - функция  $k$ -значной логики.

Элементарные функции:

1.  $\bar{x} = x + 1(mod\ k)$

2.  $\sim x = k - 1 - x$

3.  $J_i(x) = \begin{cases} k - 1, & \text{если } x = i \\ 0, & \text{если } x \neq i \end{cases}$

4.  $j_i(x) = \begin{cases} 1, & \text{если } x = i \\ 0, & \text{если } x \neq i \end{cases}$

5.  $\min(x_1, x_2)$

6.  $\max(x_1, x_2)$

7.  $x_1 \cdot x_2(mod\ k)$

8.  $x_1 + x_2(mod\ k)$

**Определение.** Отображение  $\Sigma : S \rightarrow F$ , где  $S$  - множество символов, обозначающих функции из  $P_k$ , а  $F$  - множество функций в  $P_k$ , называется сигнатурой.

**Определение.** База индукции: пусть  $x_i$  - символ переменной, тогда однобуквенное слово, состоящее из  $x_i$  - формула в сигнатуре.

Пусть  $s \in S$ ,  $f = \Sigma(s)$  - функция от  $n$  переменных,  $\Phi_1, \dots, \Phi_n$  - формулы в сигнатуре  $\Sigma$ , тогда слово  $s(\Phi_1, \dots, \Phi_n)$  - формула в сигнатуре  $\Sigma$ .

**Определение.** Пусть  $\Phi$  - формула,  $\tilde{x} = (x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$  - упорядоченный набор, содержащий все переменные формулы  $\Phi$ ,  $\tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_n)$  - двоичный набор.

База индукции:  $\Phi$  - однобуквенное слово  $x_{i_j}$ , тогда  $\Phi[\tilde{x}, \tilde{\alpha}] = \alpha_j$  - значение формулы на наборе.

Пусть  $s \in S$ ,  $f = \Sigma(s)$ ,  $\Phi_1, \dots, \Phi_n$  - формулы в сигнатуре. Обозначим  $\Phi_1[\tilde{x}, \tilde{\alpha}] = \beta_1, \dots, \Phi_n[\tilde{x}, \tilde{\alpha}] = \beta_n$ , тогда  $f(\beta_1, \dots, \beta_n)$  - значение формулы на наборе  $\tilde{\alpha}$ .

**Определение.** Операции:

1. Операция подстановки переменных. Пусть  $f(x_1, \dots, x_n) \in P_k$ ,  $g(x_1, \dots, x_n)$  - функция, определённая на  $B_n$ , такая, что  $g(x_1, \dots, x_n) = f(x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$ , где набор  $(i_1, \dots, i_n)$  - набор элементов  $(1, \dots, n)$  (они необязательно различны). Тогда  $g$  получена из  $f$  операцией подстановки переменных.
2. Операция подстановки функции в функцию. Пусть  $f(x_1, \dots, x_n)$ ,  $g(x_1, \dots, x_m)$ ,  $h$  определена на  $B_{n+m-1}$  и  $h(x_1, \dots, x_{n+m-1}) = f(x_1, \dots, x_{n-1}, g(x_n, \dots, x_{n+m-1}))$ , тогда функция  $h$  получена из функций  $f$  и  $g$  операцией подстановки одной функции в другую.
3. Операция добавления или удаления фиктивных переменных. Пусть  $x_i$  - фиктивная переменная, тогда если функция  $f(x_1, \dots, x_{i-1}, x_{i+1}, \dots, x_n) = g(x_1, \dots, x_{i-1}, 0, x_{i+1}, \dots, x_n)$ , то функция  $g$  называется полученной из  $f$  добавлением фиктивной переменной. Функция удаления фиктивной переменной определяется аналогично.

## 16 Билет 16

Тождества для функций в  $P_k$ :

1. операции  $\min(x_1, x_2)$ ,  $\max(x_1, x_2)$ ,  $x_1 \cdot x_2 \pmod k$ ,  $x_1 + x_2 \pmod k$  ассоциативны и коммутативны
2.  $\min(\max(x_1, x_2), x_3) = \max(\min(x_1, x_3), \min(x_2, x_3))$
3.  $(x_1 + x_2) \cdot x_3 = (x_1 \cdot x_3) + (x_2 \cdot x_3)$



$$4. \sim (\sim x) = x$$

$$5. \sim \min(x_1, x_2) = \max(\sim x_1, \sim x_2)$$

**Определение.** Выражение  $\bigvee_{(\sigma_1, \dots, \sigma_n) \in (E_k)^n} \min(J_{\sigma_1}(x_1), \dots, J_{\sigma_n}(x_n), f(\sigma_1, \dots, \sigma_n))$  - аналог совершенной дизъюнктивной нормальной формы для  $P_k$ .

**Теорема.** Любая функция, не являющаяся тождественно нулевой, имеет аналог совершенной д.н.ф.

*Доказательство.* Рассмотрим произвольный набор  $(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ , так как  $J_{\sigma_i}(\alpha_j) = 0 \forall j \neq i$ , а для  $j = i$   $J_{\sigma_i}(\alpha_i) = k - 1$ , значит, все члены, кроме  $\alpha_1 = \sigma_1, \dots, \alpha_n = \sigma_n$ , будут равны нулю, а значит, останется только  $\min(J_{\sigma_1}(\alpha_1), \dots, J_{\sigma_n}(\alpha_n), f(\alpha_1, \dots, \alpha_n)) = f(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ .  $\square$

## 17 Билет 17

**Определение.** Система  $F$  функций в  $P_k$  называется полной, если любая функция из  $P_k$  получается суперпозициями из  $F$ .

**Примеры.** 1.  $P_k$

$$2. \{0, 1, \dots, k-1, J_0(x), \dots, J_{k-1}(x), \min(x_1, x_2), \max(x_1, x_2)\}$$

$$3. \max(x_1, x_2), \bar{x}$$

$$4. \min(x_1, x_2), \bar{x}$$

$$5. \{0, 1, \dots, k-1, j_0(x), \dots, j_{k-1}(x), x_1 + x_2, x_1 \cdot x_2\}$$

$$6. V_k(x_1, x_2) = \max(x_1, x_2) + 1(\text{mod } k)$$

Докажем полноту каждой из систем.

*Доказательство.* 1. Так как в системе есть отрицание Поста, то из  $\forall x$  можно получить  $\{x, x+1, \dots, x+k-1\}$  все эти числа различны по  $(\text{mod } k) \implies \max(x, \dots, x+k-1) = k-1$ , тогда из константы  $k-1$  можно получить все остальные константы, используя отрицание Поста.

Рассмотрим набор  $\{x, \dots, x+j-1, x+j+1, \dots, x+k-1\}$ , тогда функция  $\varphi_j(x) = \max(x, \dots, x+j-1, x+j+1, \dots, x+k-1) = \begin{cases} k-1, & \text{при } x+j \neq k-1 \\ k-2, & \text{при } x+j = k-1 \end{cases}$ . Тогда функция  $\psi_j(x) = \max(x, \dots, x+j-1,$

$x + j + 1, \dots, x + k - 1) + 1$  (это можно сделать благодаря отрицанию Поста)  $\implies \psi_j(x) = \begin{cases} 0, & \text{при } x + j \neq k - 1 \\ k - 1, & \text{при } x + j = k - 1 \end{cases}$ . То есть мы получили все константы,  $J_i(x) \forall i$ , а значит, получили полную систему из примера 2.

2. Аналогично с предыдущим пунктом, с помощью отрицания Поста можно получить все константы, а значит, можем получить отрицание Лукашевича, а по одному из тождеств,  $\sim \min(x_1, x_2) = \max(\sim x_1, \sim x_2)$ , то есть мы получили полную систему из предыдущего пункта.
3. Из  $V_k(x_1, x_2)$  получим отрицание Поста:  $V_k(x, x) = x + 1 = \bar{x} \implies$  можно получить  $x + i \forall i$ , тогда  $\max(x_1, x_2) = V_k(x_1, x_2) + k - 1$ , то есть мы получили полную систему  $\{\max(x_1, x_2), \bar{x}\}$ .

□

## 18 Билет 18

**Определение.** Замыканием множества  $F$  в  $P_k$  называется множество всех функций, которые можно получить суперпозициями из  $F$ .

**Определение.** Если  $[F] = F$ , то множество  $M$  называется замкнутым.

**Определение.** Пусть  $Q \subseteq E_k$ . Множество функций  $T_Q : \forall \alpha_1, \dots, \alpha_n \in Q \ f(\alpha_1, \dots, \alpha_n) \in Q$ , называется функцией, сохраняющей множество  $Q$ .

**Примеры.** 1.  $P_k$

2.  $T_Q$

**Теорема.** Класс  $T_Q$  замкнут.

*Доказательство.* 1. Операция подстановки переменных:

Пусть функция  $f(x_1, \dots, x_n)$  сохраняет множество  $Q$ , тогда  $g(x_1, \dots, x_n) = f(x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$  тоже будет сохранять множество  $Q$ , так как при перестановке одинаковых переменных ничего не поменяется.

2. Операция подстановки функции в функцию:

Пусть функции  $f(x_1, \dots, x_n)$  и  $g(x_1, \dots, x_m)$  сохраняют множество  $Q$ , тогда  $h(x_1, \dots, x_{m+n-1}) = f(x_1, \dots, x_{n-1}, g(x_n, \dots, x_{m+n-1}))$ , так как функция  $g$  сохраняет множество  $Q \implies$  все переменные  $f$  принимают одно и то же значение, а значит, и функция  $h$  будет сохранять множество  $Q$ .

3. Операция добавления или удаления фиктивных переменных:

Очевидно.

□

## 19 Билет 19

**Определение.** Определим глубину формулы через индукцию по определению формулы в сигнатуре:

База индукции: пусть  $x_i$  - символ переменной, тогда глубина формулы  $x_i$  равна 0.

Пусть  $s \in S$ ,  $f = \Sigma(s)$ ,  $\Phi_1, \dots, \Phi_n$  - формулы в сигнатуре, причём  $m$  - наибольшая из глубин этих формул, тогда глубина формулы  $s(\Phi_1, \dots, \Phi_n)$  равна  $m + 1$ .

**Теорема.** *Существует алгоритм, распознающий полноту конечных систем функций в  $P_k$ . Он заключается в построении последовательности Кузнецова и проверке вхождения в её предел функции Вебба.*

*Доказательство.* Пусть  $F \subseteq P_k$  - конечное множество функций в  $P_k$ ,  $\Sigma : S \rightarrow F$  - сигнатура. Рассмотрим последовательность  $G_1, G_2, \dots$  такую, что  $G_i$  - множество функций, определяемых невырожденными формулами в сигнатуре  $\Sigma$ , содержащими только переменные  $x_1, x_2$  и имеющими глубину, меньшую  $i$ . Данную последовательность назовём последовательностью Кузнецова. Так как все формулы в соответствующем множестве  $G_i$  имеют глубину, меньшую  $i \implies \emptyset \subseteq G_1 \subseteq \dots$ . Так как число функций в  $P_k$  от двух переменных равно  $k^{k^2} \implies |G_i| \leq k^{k^2} \implies$  последовательность Кузнецова стабилизируется на некотором шаге  $G_m = G$ ,  $G$  называется пределом последовательности Кузнецова. Свяжем с каждой функцией из  $G_i$  некоторую формулу  $\Phi'_j$ , содержащую только переменные  $x_1, x_2$  и имеющую глубину, меньшую  $i$ . Рассмотрим функцию  $f \in G_{i+1} \setminus G_i$ , она определяется формулой  $\Phi = s(\Phi_1, \dots, \Phi_n)$ , где формулы  $\Phi_1, \dots, \Phi_n$  либо являются переменными, либо определяют некоторые функции в  $G_i$ , но эти функции мы уже определили формулами  $\Phi'_j$ , тогда если заменить в формуле  $\Phi$  формулы  $\Phi_j$  на  $\Phi'_j$ , то мы получим формулу  $\Phi'$ , определяющую ту же самую функцию  $f \implies$  для получения из  $G_i$   $G_{i+1}$  достаточно рассмотреть все формулы  $\Phi' = s(\Phi'_1, \dots, \Phi'_n)$ . Значит данную последовательность имеет смысл проверять до первого совпадения  $G_i$  и  $G_{i+1}$ .

**Лемма.** Система функций в  $P_k$  полна тогда и только тогда, когда в предел последовательности входит функция Вебба.

*Доказательство.*  $\implies$  Пусть  $V_k(x_1, x_2) \in G$ , тогда функция Вебба получается суперпозициями из функций данной системы  $\implies$  эта система полна.

$\impliedby$  Пусть система функций  $F$  полна, тогда функция Вебба определяется некоторой формулой в сигнатуре  $\Sigma$ , существенно зависящей от двух переменных и имеющей глубину, меньшую  $i$ , то есть  $V_k \in G_i$ , переобозначим переменные так, чтобы существенными стали только переменные  $x_1, x_2$ , а все остальные несущественные переменные заменим на  $x_1$ , тогда эта формула определяет функцию из  $G_{i+1}$  (так как она получена из формул, сопоставленных функциям из  $G_i$ )  $\implies V_k \in G_{i+1} \implies V_k \in G$ . □

## 20 Билет 20

**Теорема.** Из любой полной системы функций в  $P_k$  можно выделить конечную полную подсистему.

*Доказательство.* Пусть  $F$  - полная система в  $P_k$ , тогда суперпозициями из  $F$  можно получить функцию Вебба, то есть полную подсистему, а так как она получается суперпозициями из конечного числа функций, значит, подсистема из этих функций конечна и полна. □

## 21 Билет 21

**Определение.** Функции  $g_i^p(x_1, \dots, x_p) = x_i$ , где  $i = \overline{1, p}$ , называются селекторными функциями.

**Определение.** Пусть  $K$  - множество функций  $h(x_1, \dots, x_p)$ , зависящих от  $p$  переменных и содержащих все селекторные функции от  $p$  переменных. Если для любых функций  $h_1(x_1, \dots, x_p), \dots, h_n(x_1, \dots, x_p)$  функция  $f(h_1, \dots, h_n) \in K$ , то скажем, что функция  $f$  сохраняет множество  $K$ .

Рассмотрим класс функций в алгебре логики, сохраняющих множество  $K = \{x, \bar{x}\}$ , то есть в  $K$  входят функции  $\{x^\sigma\}$ , где  $\sigma = \{0, 1\}$ . Тогда функция  $f$

сохраняет  $K$ , если  $f(x_1^{\sigma_1}, \dots, x_n^{\sigma_n}) = x^\sigma$ , то есть

$$\begin{cases} f(1^{\sigma_1}, \dots, 1^{\sigma_n}) = 1^\sigma = \sigma = f(\sigma_1, \dots, \sigma_n) \\ f(0^{\sigma_1}, \dots, 0^{\sigma_n}) = 0^\sigma = \bar{\sigma} = f(\bar{\sigma}_1, \dots, \bar{\sigma}_n) \end{cases}$$

$\implies f(\sigma_1, \dots, \sigma_n) = \overline{f(\bar{\sigma}_1, \dots, \bar{\sigma}_n)}$ , то есть мы получили класс  $S$  самодвойственных функций.

**Определение.** Множество всех функций, сохраняющих множество  $K$ , называется классом сохранения множества  $K$ . Данный класс обозначим  $U(K)$ .

**Теорема.** Класс  $U(K)$  замкнут.

*Доказательство.* 1. Операция подстановки переменных:

Пусть функция  $f$  сохраняет множество  $K$ , тогда функция  $g(x_1, \dots, x_n) = f(x_{i_1}, \dots, x_{i_n}, f(h_1(x_1, \dots, x_p), \dots, h_n(x_1, \dots, x_p))) \in K \forall h_1, \dots, h_n \in K$ , а значит,  $f(h_{i_1}(x_1, \dots, x_p), \dots, h_{i_n}(x_1, \dots, x_p)) \in K \implies g$  сохраняет множество  $K$ .

2. Операция подстановки функции в функцию:

Аналогично с предыдущим пунктом.

3. Операция добавления или удаления фиктивных переменных:

Пусть  $f(x_1, \dots, x_{i-1}, x_{i+1}, \dots, x_n)$  сохраняет множество  $K$ ,  $g(x_1, \dots, x_{i-1}, 0, x_{i+1}, \dots, x_n)$  получена из  $f$  добавлением фиктивной переменной, тогда  $g$  будет сохранять множество  $K$ , так как при подстановке функций  $h_j(x_1, \dots, x_p)$  в функцию  $g$  мы получим  $g(h_1(x_1, \dots, x_p), \dots, h_{i-1}(x_1, \dots, x_p), 0, h_{i+1}(x_1, \dots, x_p), \dots, h_n(x_1, \dots, x_p)) = f(h_1(x_1, \dots, x_p), \dots, h_{i-1}(x_1, \dots, x_p), h_{i+1}(x_1, \dots, x_p), \dots, h_n(x_1, \dots, x_p)) \in K$ .

Значит, суперпозициями мы не сможем получить функцию, не сохраняющую множество  $K$ .  $\square$

## 22 Билет 22

**Теорема.** Класс функций  $U(K)$  не является полным, если множество  $K$  не содержит функцию Вебба.

*Доказательство.* Пусть  $F$  - множество функций, сохраняющих множество  $K$ , содержащее все селекторные функции и не содержащее функцию Вебба,  $\Sigma$  - сигнатура для  $F$ , тогда рассмотрим последовательность Кузнецова  $G_1, G_2, \dots$

и докажем по индукции, что  $G \subseteq K$ .

База индукции:  $\emptyset \subseteq K$ .

Пусть  $G_i \subseteq K$ , докажем для  $G_{i+1}$ . Рассмотрим функцию  $h \in G_{i+1} \setminus G_i$ , она задаётся формулой  $s(A_1, \dots, A_n)$ , где  $\Sigma(s) \in F$ ,  $A_j$  либо является функцией из  $G_i$ , глубина которой меньше  $i$ , либо является переменной  $x_1$ , либо является переменной  $x_2$ . В первом случае  $A_j$  задаёт некоторую функцию  $h_j(x_1, x_2) \in G_i$ , во втором случае  $h_j(x_1, x_2) = g_1^2(x_1, x_2)$ , в третьем случае  $h_j(x_1, x_2) = g_2^2(x_1, x_2)$ . Так как  $G_i \subseteq K$ , значит,  $\forall j A_j \in K$ , а значит,  $G_{i+1} \subseteq K$ . А так как  $K$  не содержит функцию Вебба, по критерию  $K$  неполно.  $\square$

## 23 Билет 23

**Теорема.** Если система функций  $F$  в  $k$ -значной логике не является полной, то в  $P_k$  существует множество  $K$  функций от двух переменных, содержащее обе селекторные функции и не содержащее функцию Вебба, такое, что  $F \subseteq U(K)$ .

*Доказательство.* Пусть  $F$  - система функций в  $k$ -значной логике,  $\Sigma$  - сигнатура для  $F$ . Рассмотрим последовательность Кузнецова  $G_1, G_2, \dots$ . Пусть  $G_m = G_{m+1}$ , так как  $F$  неполна  $\implies V_k \notin F$ . Пусть  $K = G_m \cup \{g_1^2, g_2^2\}$ . Так как  $V_k$  не является селекторной функцией и  $V_k \notin G_m \implies V_k \notin K$ . Пусть  $f(x_1, \dots, x_n) \in F$ ,  $h_1, \dots, h_n \in K$ . Рассмотрим  $f(h_1(x_1, x_2), \dots, h_n(x_1, x_2))$ . Пусть  $s$  - символ для  $f$  в сигнатуре  $\Sigma$ . Если  $h_j(x_1, x_2) \in G_m$ , то эта функция определяется в сигнатуре  $\Sigma$  формулой  $A_j$ , глубина которой меньше  $m$ , если  $h_j(x_1, x_2) = g_1^2(x_1, x_2)$ , то возьмём в качестве  $A_j$   $x_1$ , если  $h_j(x_1, x_2) = g_2^2(x_1, x_2)$ , то возьмём в качестве  $A_j$   $x_2$ . Тогда функция  $f(h_1(x_1, x_2), \dots, h_n(x_1, x_2))$  определяется формулой  $s(A_1, \dots, A_n)$ , глубина которой меньше  $m + 1$ , значит, функция реализующая эту формулу,  $h(x_1, x_2) \in G_{m+1} = G_m \subseteq K \implies h \in K \implies F$  сохраняет множество  $K$  и  $F \subseteq U(K)$ .  $\square$

## 24 Билет 24

**Теорема.** В  $P_k$  можно построить замкнутые классы  $M_1, \dots, M_s$  такие, что ни один из них не содержится в других и произвольная система  $F \subseteq P_k$  полна тогда и только тогда, когда  $F$  не содержится ни в одном из этих классов.

*Доказательство.* Рассмотрим все классы  $N_1, \dots, N_q$  вида  $U(K)$ , где  $K$  - множество функций от двух переменных, содержащее обе селекторные функции и

не содержащее функцию Вебба. По лемме 1 они замкнуты. Пусть  $F \subseteq P_k$  неполна, тогда по лемме 3 существует класс  $N_i$  такой, что  $F \subseteq N_i$ , тогда по лемме 2, множество  $F$  неполно  $\implies$  полнота системы эквивалентна невключению её ни в один из классов  $N_1, \dots, N_q$ , удалив из них те, которые содержатся в других, получим искомую систему классов  $M_1, \dots, M_s$ .  $\square$

## 25 Билет 25

**Определение.** Функция  $f \in P_k$  называется существенной, если она имеет больше одной существенной переменной.

**Теорема.** Пусть  $f(x_1, \dots, x_n)$  - существенная функция, принимающая  $l$  значений, где  $l \geq 3$ , и пусть  $x_1$  - её существенная переменная, тогда существуют наборы  $(\alpha, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ ,  $(\beta, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ ,  $(\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_n)$ , на которых она принимает три различных значения.

*Доказательство.* Так как переменная  $x_1$  является существенной, существуют значения  $\alpha_2, \dots, \alpha_n$  такие, что в следующем списке  $S$ :  $f(0, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ ,  $f(1, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ ,  $\dots$ ,  $f(k-1, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$  - есть более одного значения. Рассмотрим два случая:

1. В  $S$  меньше чем  $l$  значений, тогда найдём набор, на котором функция  $f$  принимает значение, не встречающееся в  $S$ , обозначим этот набор  $(\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_n)$ .  $f(\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_n) \neq f(\alpha, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ , так как  $f(\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_n) \notin S$ ,  $f(\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_n) \neq f(\beta, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ , где набор  $(\beta, \alpha_2, \dots, \alpha_n) \neq f(\alpha, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ .
2. В  $S$  ровно  $l$  значений, тогда существует такое  $\alpha$ , что  $f(\alpha, x_2, \dots, x_n)$  - не константа  $\implies \exists (\alpha, \alpha_2, \dots, \alpha_n) \neq (\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_n)$ . Так как  $l \geq 3 \exists \beta$  такое, что  $(\beta, \alpha_2, \dots, \alpha_n) \neq (\alpha, \alpha_2, \dots, \alpha_n) \neq (\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_n)$ .

$\square$

## 26 Билет 26

**Теорема.** Если  $f(x_1, \dots, x_n)$  - существенная функция в  $P_k$ , принимающая хотя бы  $l$  значений, где  $l \geq 3$ , тогда существуют подмножества  $G_1, \dots, G_n$  множества  $E_k$  такие, что  $1 \leq |G_1| \leq l-1, \dots, 1 \leq |G_n| \leq l-1$ , причём на множестве  $G_1 \times \dots \times G_n$  функция принимает хотя бы  $l$  значений.

*Доказательство.* Без ограничения общности будем считать, что  $x_1$  - существенная переменная. По лемме о трёх наборах существуют наборы  $(\alpha, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ ,  $(\beta, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ ,  $(\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_n)$ , на которых функция принимает три различных значения. Пусть остальные  $l-3$  значения функция принимает на наборах  $\delta_i = (\delta_{i1}, \dots, \delta_{in})$ , тогда в качестве  $G_1$  выберем набор  $(\alpha, \beta, \delta_{11}, \dots, \delta_{l-3,1})$ , в качестве  $G_2, \dots, G_n$  выберем наборы  $(\alpha_2, \gamma_2, \delta_{12}, \dots, \delta_{l-3,2})$ ,  $\dots$ ,  $(\alpha_n, \gamma_n, \delta_{1n}, \dots, \delta_{l-3,n})$ . Каждое из  $G_j$  непусто и в каждом не больше  $l-1$  элемента, а значит, мы получили искомые множества.  $\square$

## 27 Билет 27

**Определение.** Четвёрка наборов  $\{(\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, x, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_{j-1}, y, \alpha_{j+1}, \dots, \alpha_n) | x \in \{p_1, p_2\}, y \in \{q_1, q_2\}\}$  называется квадратом в  $P_k$ .

**Теорема.** Пусть  $f(x_1, \dots, x_n)$  - существенная функция в  $P_k$ , принимающая  $l$  значений, причём  $l \geq 3$ . Тогда существует квадрат, на котором  $f$  принимает некоторое своё значение ровно в одной точке.

*Доказательство.* Без ограничения общности будем считать, что  $x_1$  - существенная переменная, тогда по лемме о трёх наборах существуют наборы  $(\alpha, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ ,  $(\beta, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ ,  $(\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_n)$ , на которых функция принимает три различных значения. Рассмотрим последовательность пар:

$$\begin{aligned} P_1 &= \{(\alpha, \alpha_2, \dots, \alpha_n), (\beta, \alpha_2, \dots, \alpha_n)\} \\ P_2 &= \{(\alpha, \gamma_2, \alpha_3, \dots, \alpha_n), (\beta, \gamma_2, \alpha_3, \dots, \alpha_n)\} \\ &\vdots \\ P_i &= \{(\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_i, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n), (\beta, \gamma_2, \dots, \gamma_i, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n)\} \\ &\vdots \\ P_n &= \{(\alpha, \gamma_2, \dots, \gamma_n), (\beta, \gamma_2, \dots, \gamma_n)\} \end{aligned}$$

На наборах пары  $P_1$  функция принимает значения  $a$  и  $b$ , на первом наборе пары  $P_n$  функция принимает значение, отличное от  $a$  и  $b$ , а на втором наборе она может принимать одно из значений либо  $a$ , либо  $b$ , но не оба. Значит, существуют пары  $P_i$  и  $P_{i+1}$  такие, что на наборах пары  $P_i$  функция принимает оба значения  $a$  и  $b$ , а на наборах пары  $P_{i+1}$  функция не принимает одно из этих значений. Заметим, что наборы из пар  $P_i$  и  $P_{i+1}$  образуют квадрат в  $P_k$ , причём одно из значений  $a$  и  $b$ , которое функция не принимает на наборах пары  $P_{i+1}$ , и будет искомым значением, которое функция принимает ровно в одной точке.  $\square$



## 28 Билет 28

**Теорема.** Пусть  $F$  - система функций в  $P_k$ , где  $k \geq 3$ , содержащая все функции одной переменной. Тогда для полноты  $F$  необходимо и достаточно, чтобы она содержала существенную функцию, принимающую все  $k$  значений.

*Доказательство.*  $\implies$  Пусть  $F$  не содержит функцию, принимающую все  $k$  значений, тогда проверим, сможем ли мы получить суперпозициями из  $F$  функцию, принимающую все  $k$  значений:

1. Операция подстановки переменных:

Пусть  $f \in F$  и  $g(x_1, \dots, x_n) = f(x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$ , тогда если  $f$  является существенной и не принимает все  $k$  значений, то и  $g$  будет существенной функцией, не принимающей все  $k$  значений. Если  $f$  не является существенной, то есть  $f$  имеет единственную существенную переменную  $x_j$ , но тогда и функция  $g$  будет иметь единственную существенную переменную  $x_{i_j}$ .

2. Операция подстановки функции в функцию:

Пусть  $f, g \in F$  и  $h(x_1, \dots, x_{m+n-1}) = f(x_1, \dots, x_{n-1}, g(x_n, \dots, x_{m+n-1}))$ , тогда если функции  $f$  и  $g$  являются существенными и не принимают все  $k$  значений, то и  $h$  их не принимает. Если функция  $f$  принимает все  $k$  значений и не является существенной, то она имеет одну существенную переменную  $x_j$ . Если  $j \neq n$ , то она будет единственной существенной переменной у функции  $h$ . Пусть  $j = n$ , тогда если функция  $g$  не принимает все  $k$  значений, то и функция не будет принимать все  $k$  значений. Если  $g$  принимает все  $k$  значений, то она не является существенной, а значит, содержит ровно одну существенную переменную  $\implies h$  тоже содержит ровно одну существенную переменную, то есть функция  $h$  не является существенной.

3. Операция добавления или удаления несущественных переменных:

Если функция не была существенной, то при добавлении несущественной переменной, она не может стать существенной. Если функция была существенной и не принимала все  $k$  значений, то при добавлении фиктивной переменной, количество принимаемых ею значений не изменится, так как она от этой переменной существенно не зависит.

Значит, суперпозициями мы не сможем получить существенную функцию, принимающую все  $k$  значений, то есть система  $F$  неполна.

$\Leftarrow$  Пусть  $F$  имеет существенную функцию  $f(x_1, \dots, x_n)$ , принимающую все  $k$  значений, тогда по лемме о квадрате существует квадрат  $\{(\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, x, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_{j-1}, y, \alpha_{j+1}, \dots, \alpha_n) | x \in \{p_1, p_2\}, y \in \{q_1, q_2\}\}$ , на котором функция  $f$  принимает некоторое своё значение  $a$  ровно в одной точке.  $\varphi_0 = \begin{cases} 0, & \text{при } x = a \\ 1, & \text{при } x \neq a \end{cases}$

Так как  $\varphi_0$  зависит от одной то переменной, то  $\varphi_0 \in F$ . Пусть функция  $g$  имеет вид:  $g(x_1, x_2) = \varphi_0(f(\{(\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, x_1, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_{j-1}, x_2, \alpha_{j+1}, \dots, \alpha_n)\}))$ . Так как функция  $g$  на квадрате  $\{(p_1, q_1), (p_1, q_2), (p_2, q_1), (p_2, q_2)\}$  принимает значения 0 и 1, причём 0 она принимает ровно в одной точке. Без ограничения общности будем считать, что  $g(p_1, q_1) = 0$ , а в остальных точках квадрата функция принимает значение 1.

База индукции: пусть  $\varphi_1(x) = \begin{cases} p_1, & \text{при } x = 0 \\ p_2, & \text{при } x \neq 0 \end{cases}$ , а  $\varphi_2(x) = \begin{cases} q_1, & \text{при } x = 0 \\ q_2, & \text{при } x \neq 0 \end{cases}$ ,

обе этих функции зависят от одной переменной. Пусть  $g'(x_1, x_2) = g(\varphi_1(x_1), \varphi_2(x_2)) = \begin{cases} p_1, & \text{при } x_1 = x_2 = 0 \\ p_2, & \text{иначе} \end{cases}$ , тогда эта функция совпадает с дизъюнкцией, если её аргументы ограничить множеством  $\{0, 1\}$ , обозначим эту функцию

$x_1 \vee_{01} x_2$ . Так как функция  $j_i(x) = \begin{cases} 1, & \text{при } x = i \\ 0, & \text{при } x \neq i \end{cases}$  зависит от одной пере-

менной  $\Rightarrow j_i(x) \in F$ , причём  $j_0(x) = \bar{x}$ , если ограничить  $x$  на множество  $\{0, 1\}$ . Пусть  $g''(x_1, x_2) = j_0(j_0(x_1)) \vee_{01} j_0(j_0(x_2))$ , она совпадает с конъюнкцией, если её ограничить на множество  $\{0, 1\} \times \{0, 1\}$ . Данную функцию обозначим  $x_1 \wedge_{01} x_2$ .

Пусть  $h(x_1, \dots, x_n) \in P_k$ , которая принимает только значения 0 и 1. Тогда благодаря совершенной д.н.ф. имеем:

$$h(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{\sigma_1, \dots, \sigma_n} j_{\sigma_1}(x_1) \wedge_{01} \dots \wedge_{01} j_{\sigma_n}(x_n) \wedge_{01} h(\sigma_1, \dots, \sigma_n).$$

Так как константы  $h(\sigma_1, \dots, \sigma_n)$  принадлежат  $F$ , то данная функция получена суперпозициями над  $F$ . Если функция  $h(x_1, \dots, x_n)$  - функция из  $P_k$ , принимающая только какие-то два значения  $a$  и  $b$ , то рассмотрим функцию  $h'(x_1, \dots,$

$x_n) = \begin{cases} 0, & \text{если } h(x_1, \dots, x_n) = a \\ 1, & \text{иначе} \end{cases}$  и функцию  $\psi(x) = \begin{cases} a, & \text{если } x = 0 \\ b, & \text{иначе} \end{cases}$ , то-

гда  $h(x_1, \dots, x_n) = \psi(h'(x_1, \dots, x_n)) \Rightarrow$  любая функция из  $P_k$ , принимающая не более двух значений, получается суперпозициями над  $F$ .

Шаг индукции: пусть все функции  $k$ -значной логики, принимающие не более

чем  $l - 1$  значение, получаются суперпозициями над  $F$ , докажем, что любая функция, принимающая  $l$  значений, тоже будет получаться суперпозициями над  $F$ . Рассмотрим существенную функцию  $f(x_1, \dots, x_n)$ , принимающую все  $k$  значений, тогда по лемме 2 существуют подмножества  $G_1, \dots, G_n$  множества  $E_k$  такие, что  $1 \geq |G_1| \geq l - 1, \dots, 1 \geq |G_n| \geq l - 1$ , причём на множестве  $G_1 \times \dots \times G_n$  функция принимает хотя бы  $l$  значений. Обозначим эти  $l$  значений  $a_1, \dots, a_l$  и рассмотрим наборы из  $G_1 \times \dots \times G_n$ , на которых  $f$  принимает эти  $l$  значений:

$$\begin{aligned} a_1 &= f(a_{11}, \dots, a_{1n}) \\ &\vdots \\ a_l &= f(a_{l1}, \dots, a_{ln}) \end{aligned}$$

Пусть функция  $h(x_1, \dots, x_m)$  принимает только значения  $a_1, \dots, a_l$ , тогда рассмотрим произвольный набор  $(\alpha_1, \dots, \alpha_m)$  значений переменных  $x_1, \dots, x_m$ . На этом наборе функция  $h$  принимает некоторое значение  $a_i$ . Зададим функции  $\psi_1(\alpha_1, \dots, \alpha_m), \dots, \psi_n(\alpha_1, \dots, \alpha_m)$ , равные  $a_{i1}, \dots, a_{in}$ . Тогда  $f(\psi_1(\alpha_1, \dots, \alpha_m), \dots, \psi_n(\alpha_1, \dots, \alpha_m)) = f(a_{i1}, \dots, a_{in}) = a_i \implies$  значения функций  $\psi_1, \dots, \psi_n$  определены для всех значений их аргументов, при этом  $h(x_1, \dots, x_m) \equiv f(\psi_1(x_1, \dots, x_m), \dots, \psi_n(x_1, \dots, x_m))$  по построению. А так как все функции  $\psi_i$  принимают только значения из множества  $\{a_{1i}, \dots, a_{li}\}$ , которые принадлежат множеству  $G_i \implies$  данные функции принимают не более чем  $l - 1$  значение, а по предположению индукции эти функции получаются суперпозициями над  $F$ , а значит, и функция  $h$  получается суперпозициями над  $F$ . То есть мы получили, что любая функция из  $P_k$ , принимающая только значения  $a_1, \dots, a_l$ , получается суперпозициями над  $F$ . Если  $l = k$ , то все функции из  $P_k$  получаются суперпозициями над  $F$ .

Пусть  $l \leq k$ , тогда рассмотрим произвольную функцию  $h \in P_k$ , принимающую не более чем  $l$  значений. Пусть эти значения принадлежат списку  $b_1, \dots, b_l$ .

$$\text{Рассмотрим } h' = \begin{cases} a_i, & \text{на некотором наборе} \\ b_i, & \text{на остальных наборах} \end{cases} \quad \text{и функцию}$$

$$\psi = \begin{cases} b_i, & \text{если значение функции } h' = a_i \\ 0, & \text{на остальных наборах} \end{cases}$$

$\implies h(x_1, \dots, x_m) = \psi(h'(x_1, \dots, x_m))$ , а так как  $h'$  и  $\psi$  получаются суперпозициями над  $F$ , значит, функция  $h$  тоже. Значит, если  $l = k$ , то система  $F$  полна.  $\square$

**Теорема.** Пусть система  $F$   $k$ -значной логики, где  $k \geq 3$  содержит все функ-

ции одной переменной, принимающие не более  $k-1$  значения, тогда для её полноты необходимо и достаточно, чтобы она содержала существенную функцию, принимающую все  $k$  значений.

**Теорема.** Функция  $f(x_1, \dots, x_n) \in P_k$  образует полную систему (является шепферовой) тогда и только тогда, когда она содержит все функции одной переменной, принимающие не более чем  $k-1$  значение.