Тест №1

1. **Определение элементарной конъюнкции и ДНФ.**

Функции X_i и $\overline{X}_i$ будем называть *буквами* БП X_i и, как обычно, будем считать, что $X_i^0 = X_i$, $X_i^1 = \overline{X}_i$. Конъюнкция (дизъюнкция) *r*, 1 < r < n букв различных БП из множества *X* (*n*) называется *элементарной конъюнкцией* (соответственно *элементарной дизъюнкцией*) *ранга r от булевых переменных X* (*n*). Дизъюнкция различных элементарных конъюнкций называется *дизъюнктивной нормальной формой* (ДНФ)

2. **Определение нерасширяемой ДНФ.**

Любая ДНФ A′, которую можно получить из ДНФ A путем формирования в ней с помощью тождеств ассоциативности и коммутативности подформул вида *xiK′* ∨ *не(xi)K″*, применения к этим подформулам тождества обобщенного склеивания *xiK′* ∨ *xiK″* = *xiK′* ∨ *не(xi)K″* ∨ *K′K″* и последующего приведения подобных, называется *расширением* ДНФ A.

3. **Определение ДНФ сумма тупиковых.**

ДНФ *пересечение тупиковых* (*сумма тупиковых*) ФАЛ *f*, есть дизъюнкция всех тех различных простых импликант этой ФАЛ, которые входят в любую (соответственно хотя бы в одну) тупиковую ДНФ ФАЛ *f*.

4. **Критерий вхождения простых импликант в ДНФ пересечение тупиковых.**

Дизъюнктивная нормальная форма ∩T ФАЛ f состоит из тех простых импликант ФАЛ f, которые соответствуют ядровым граням этой ФАЛ.

1. **Определение импликанты и простой импликанты.**

Будем говорить, что ФАЛ *f′ имплицирует* ФАЛ *f″*, если *Nf′* ⊆ *Nf″* , то есть импликация (*f′* → *f″*) тождественно равна 1. Элементарная конъюнкция, которая имплицирует ФАЛ *f*, называется *импликантой* этой ФАЛ. Импликанта *K* ФАЛ *f* называется *простой импликантой* этой ФАЛ, если она не поглощается никакой другой отличной от нее импликантой ФАЛ *f*.

2. **Определение минимальной ДНФ и кратчайшей ДНФ.**

минимальная (*кратчайшая*) ДНФ ФАЛ *f*, есть ДНФ, которая имеет минимальный ранг (соответственно длину) среди всех ДНФ, реализующих *f*.

3. **Определение ядровой точки, ядровой грани и ДНФ Квайна.**

Набор *α*, *α* ∈ *Bn*, называется *ядровой точкой* ФАЛ *f* (*x*1, . . . , *xn*), если *α* ∈ *Nf* и *α* входит только в одну максимальную грань ФАЛ *f*. При этом грань *NK*, являющаяся максимальной гранью ФАЛ *f* и содержащая точку *α*, считается *ядровой гранью* ФАЛ *f*

Дизъюнктивная нормальная форма, получающаяся из сокращенной ДНФ ФАЛ *f* удалением тех ЭК *K*, для которых грань *NK* покрывается ядром ФАЛ *f*, но не входит в него, называется *ДНФ Квайна* этой ФАЛ.

4. **Формулировка утверждения, связанного с построением сокращенной ДНФ из какой-либо КНФ.**

Если неприводимая ДНФ A *получается из КНФ* B *ФАЛ f в результате раскрытия скобок и приведения подобных, то* A *— сокращенная ДНФ ФАЛ f.*

1. **Определение сокращённой ДНФ.**

Дизъюнкция всех простых импликант ФАЛ *f* называется ее *сокращенной* ДНФ.

2. **Определение тупиковой ДНФ.**

Будем говорить, что ДНФ A, реализующая ФАЛ *f*, является *тупиковой* ДНФ, если *f не*= A′ для любой ДНФ A′, полученной из A в результате удаления некоторых букв или целых ЭК.

3. **Определение пучка, регулярной точки и регулярной грани.**

Для ФАЛ *f* (*x*1, . . . , *xn*) и набора *α*, *α* ∈ *Nf* , обозначим через П*α* (*f*) множество всех проходящих через *α* максимальных граней ФАЛ *f*, которое мы будем называть *пучком ФАЛ f через точку α*. Точку *α, α* ∈ *Nf* , будем называть *регулярной точкой ФАЛ f*, если найдется точка *β, β* ∈ *Nf* ,для которой имеет место строгое включение П*β* (*f*) ⊂ П*α* (*f*).

Грань *NK* ФАЛ *f* называется *регулярной гранью* этойФАЛ, если все точки *NK* регулярны.

4. **Формулировка утверждения, связанного с построением сокращённой ДНФ из какой-либо ДНФ.**

Из любой ДНФ A *ФАЛ f можно получить сокращенную ДНФ этой ФАЛ в результате построения последовательных строгих расширений и приведения подобных до получения неприводимой ДНФ, не имеющей строгих расширений.*

Тест №2

1. **Определение π-схемы и её сложности.**

Схемы, моделирующие ДНФ или КНФ, являются частным случаем т. н. параллельно-последовательных КСили, иначе, *п*-схем. Простейшей *п*-схемой считается любая (1, 1)-КС, которая состоит из одного контакта, соединяющего полюса. Если *п*-схемы Σ1 и Σ2 уже определены, то (1, 1)-КС Σ′ (Σ′′), которая получается в результате их параллельного (соответственно последовательного) соединения тоже является *п*-схемой.

2. **Определение приведенной СФЭ.**

Будем называть (1,*m*)-КС *приведенной*, если все изолированные вершины Σ являются ее полюсами, а все контакты и остальные вершины Σ принадлежат простым проводящим цепям, соединяющим ее вход и выходы.

3. **Определение величины $\left\|U^{\Phi}[D,n]\right\|$ и её верхняя оценка.**

Обозначим через UСБ (*L, n*) (UФБ(*L, n*) и UФБ[*D, n*]) множество приведенных СФЭ Σ = Σ(*x*1*, . . . , xn*; *z*1) (соответственно формул F = F (*x*1*, . . . , xn*)) над базисом Б, для которых *L*(Σ)<=*L* (соответственно *L*(F)<=*L* и *D*(F)<=*D*), *L*(Σ) — *сложность* Σ, то есть число всех ее ФЭ; *D*(Σ) — *глубина* Σ, то есть максимальная глубина ее вершин.

$$\left\|\mathfrak{U}^{\Phi}[D,n]\right\| \leqslant (32n)^{2^D}$$

4. **Утверждение о соотношениях между рангом, сложностью и глубиной одной и той же формулы.**

$$R(\mathfrak{F}) \leqslant L(\mathfrak{F}) + 1 \leqslant 2^{D(\mathfrak{F})}.$$

Для формулы F*,* F ∈ UФ*, выполняются неравенства*

1. **Определение СФЭ в базисе {&, ∨, ¬} и её глубины.**

Схемой из функциональных элементов над базисом Б называется ориентированная ациклическая упорядоченная сеть Σ, входная выборка которой состоит из всех истоков Σ, а вершины помечены следующим образом:
1. каждому входу (выходу) Σ сопоставлена БП из X (соответственно Z), являющаяся пометкой связанной с ним вершины, причем различным входам (выходам)сопоставлены различные БП, а упорядоченность вершин во входной и выходной выборках Σ определяется упорядоченностью сопоставленных им БП;
2. каждая отличная от истока вершина *v* схемы Σ помечена ФС φ*i*, где *ki* = *d*+Σ (*v*).
D(Σ) — *глубина* Σ, то есть максимальная глубина ее вершин.

2. **Определение подобных формул.**

Формулы, получающиеся друг из друга эквивалентными преобразованиями на основе тождеств коммутативности и ассоциативности, называются *подобными*.

3. **Определение величины $\left\|U^{K}(L,n)\right\|$ и её верхняя оценка.**

Uк (*L, n*) - множество приведенных (1, 1)-схем Σ из UA от БП *X* (*n*), для которых *L*(Σ) <= *L*.
Кол-во попарно неэквивалентных КС от n БП сложности <= L

$$\left\|\mathfrak{U}^{\mathrm{K}}(L,n)\right\| \leqslant (8nL)^{L}$$

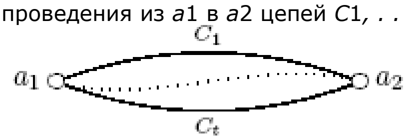
4. **Определение альтернирования формулы с поднятыми отрицаниями и утверждение об оптимизации подобных формул по глубине.**

Кол-во смены & -> V и наоборот по целям (от корня к листьям)

$$D\left(\check{\mathfrak{F}}\right) \leqslant \lceil \log\left(L(\mathfrak{F})+1\right) \rceil + \mathrm{Alt}\ (\mathfrak{F})$$

Для любой формулы F *из* UФ *существует подобная ей формула* ˇF *такая, что*

1. Определение (1,1) – КС от БП $x_1,...,x_n$ и её функционирования (той ФАЛ, которую она реализует).
Сеть Σ с входами *a*_1*, . . . , a*_*p* и выходами *a*__ 1*, . . . , a*__ *q* , в которой все ребра (дуги) помечены переменными *x*1*, . . . , xn* или их отрицаниями *x*1*, . . . , xn*, называется (*p, q*)*-контактной схемой* (КС) *от БП x*1*, . . . , xn*
g (*x*1*, . . . , xn*) = *K* (*C*1) ∨ . . . ∨ *K* (*Ct*) можно использовать для построения (1*,* 1)-КС Σ_, в которой ФАЛ проводимости от входа *a*1 к выходу *a*2 описывается заданной ДНФ вида A = *K*1 ∨ . . . ∨ *Kt,*
где *K*1*, . . . , Kt* — различные ЭК, и которая «моделирует» ДНФ A. Указанная контактная схема Σ_ получается в результате проведения из *a*1 в *a*2 цепей *C*1*, . . . , Ct* без общих контактов и внутренних вершин так, что *K* (*Ci*) = *Ki*,*i* = 1*, . . . , t*



2. Определение эквивалентности двух СФЭ.

эквивалентными, если они реализуют равные системы ФАЛ

Эквивалентность схем Σ′ и Σ′′ из U имеет место тогда и только тогда, когда Σ′и Σ′′ реализуют равные системы (матрицы) ФАЛ предполагается, что соответствующие друг другу полюса (выходы, входы) в Σ′ и Σ′′ имеют одинаковые пометки, а эквивалентность Σ′ и Σ′′ записывается в виде тождества *t* : Σ′ ∼ Σ′′

3. Определение величины $\left\|U^{\Phi}(L,n)\right\|$ и её верхняя оценка.

множество приведенных формул F = F (*x*1*, . . . , xn*) над базисом Б0, для которых *L*(F) <= *L*

$$\left\|\mathfrak{U}^{\Phi}(L,n)\right\| \leqslant (32n)^{L+1}$$

4. Определение вычисляющей программы (ВП) и ее ширины, утверждение о ширине ВП, моделирующей ДНФ.

Схема Σ, Σ ∈ UСБ с монотонной нумерацией вершин называется *вычисляющей программой (ВП) над базисом* Б
для любой дуги номер вершины, из которой она исходит, больше номера вершины, в которую эта дуга входит.

Максимальное число отрезков вида [i, a_i), где $i \in (n, p]$, имеющих непустое пересечение, называется *шириной* ВП Σ, и определяет минимальное число ячеек памяти, необходимых для хранения ее внутренних БП $u_{n+1}, \ldots, u$ где a_i —максимальный номер команды, в которой встречается u_i.
число ФЭ ВП Σ характеризует время выполнения ее вычисляющих команд на одном процессоре,

Тест №3

1. **Дать определение частично-упорядоченного множества (ЧУМ), его ширины и ранжированного ЧУМ.**

Отношение, обладающее свойствами рефлексивности,транзитивности и антисимметричности, будем называть отношением *частичного порядка*. Если τ — отношение частичного порядка на множестве *A*, то пару (*A*, τ) будем называть *частично упорядоченным множеством*.

Максимальная мощность цепей (антицепей) частично упорядоченного множества называется его *длиной* (соответственно *шириной*).

Частично упорядоченное множество (*A*, τ) длины *t* называется *ранжированным частично упорядоченным множеством*, если все его неуплотняемые цепи имеют мощность *t*.

2. **Выписать КНФ для ФАЛ теста для таблицы и цели контроля {(1,2), (1,3), (2,4), (4,5)}**

0	1	1	0	1
1	0	0	1	0
1	1	0	1	1
0	0	1	1	0

(K1 V K2)(K1 V K2 V K3 V K4)(K1 V K2 V K4)(K1 V K2 V K4)

3. **Дать определение функции Шеннона λ(n) для длины сокращенной ДНФ и привести её оценки.**

Число ЭК (ЭД) в ДНФ (соответственно КНФ) A называется ее *длиной* и обозначается через λ (A).

Для любого n, $n \in$ N, и для почти всех ФАЛ f, $f \in$ P2 (n), имеют место соотношения:

$$\lambda(n) = 2^{n-1}, \qquad R(n) = n \cdot 2^{n-1},$$
$$\lambda(f) \lesssim \frac{3}{4}2^{n-1}, \qquad R(f) \lesssim \frac{3}{4}n \cdot 2^{n-1}$$

4. **Сформулировать утверждение об особенностях ДНФ для монотонных ФАЛ.**

Сокращенная ДНФ A *монотонной ФАЛ f* $\in$ P2 (*n*)*, является единственной тупиковой ДНФ этой ФАЛ и имеет вид:*

$$\mathfrak{A}(x_1, \ldots, x_n) = \bigvee_{\beta \in N_f^+} K_\beta^+(x_1, \ldots, x_n).$$

Сопоставим каждому набору β из *Bn*, монотонную ЭК$K+\beta$ от БП *X* (*n*), состоящую из тех и только тех букв *xj* ,*j* $\in$ [1, *n*], для которых β *j* = 1,

1. **Дать определение покрытия матрицы и ФАЛ покрытия.**

Пусть N = *{a*1*, . . . , as}* — конечное множество, а N == (N1*, . . . ,*N*p*) — система его подмножеств, образующих покрытие множества N. Сопоставим паре (N,N) матрицу *M, M* $\in$ *Bp,s*, для которой *M i, j* = 1 тогда и только тогда, когда *aj* $\in$N*i* . *i*-я строка матрицы *M покрывает* ее *j*-й столбец, если *M_i, j* = 1, то есть *aj* $\in$N*i* и что система строк с номерами из *I, I* $\subseteq$ [1*, p*], образует *покрытие матрицы M*, если каждый ее столбец покрывается хотя бы одной строкой с номером из *I*, то есть система подмножеств *{*N*i}i*$\in$*I* задает покрытие множества N.

Рассмотрим ФАЛ *F* (*y*), для которой *F* (β) = 1 тогда и только тогда, когда система строк матрицы *M* с номерами из *I* (β) образует ее покрытие, и будемназывать эту ФАЛ *функцией покрытия* матрицы *M*.

2. **Выписать сокращённую ДНФ монотонной ФАЛ с множеством нижних единиц {(0011), (1001), (0110)}.**

'x1'x2x3x4Vx1'x2'x3x4V'x1x2x3'x4

3. **Дать определение функции Шеннона λ(n) для длины ДНФ и указать её значение.**

Число ЭК (ЭД) в ДНФ (соответственно КНФ) A называется ее *длиной* и обозначается через λ (A).

Для любого n, $n \in$ N, и для почти всех ФАЛ f, $f \in$ P2 (n), имеют место соотношения:

$$\lambda(n) = 2^{n-1}$$

4. **Сформулировать утверждение о длине диагностического теста для почти всех таблиц.**

Мощность теста называется также его *длиной*. *Длина любого тупикового диагностического теста для отделимой по столбцам матрицы из множества Bp,s заключена в пределах от* $\lceil \log s \rceil$ *до* (*s* − 1)*.*

a. **Дать определение теста для таблицы и заданной цели контроля.**

Пусть *M, M* $\in$ *Bp,s*, — отделимая по столбцам матрица, а N — связанная с ней цель контроля.

Сопоставим *i*-й строке, *i* $\in$ [1*, p*], матрицы *M* БП *yi*, а каждому набору β*,* $\beta \in$ *Bp*, значений этих переменных *y* = (*y*1*, . . . , yp*) — множество строк матрицы *M* с номерами из множества *I* = *I* (β) $\subseteq$ [1*, p*], где *i* $\in$ *I* (β) тогда и только тогда, когда β *_i_* = 1.

Рассмотрим ФАЛ *F* (*y*), для которой *F* (β) = 1 тогда и только тогда, когда система строк матрицы *M* с номерами из *I* (β) образует тест для (*M,*N), и будем называть эту ФАЛ *функцией теста* для (*M,* N).

b. **Выписать максимальную антицепь частично-упорядоченного множества целых чисел отрезка [1, 10] с отношениями делимости.**

c. **Дать определение функции Шеннона R(n) ранга ДНФ и указать ее значение.**

$$R(n) = n \cdot 2^{n-1}$$

число вхождений в формулу символов переменных

d. **Сформулировать утверждение о длине градиентного покрытия.**

Пусть для действительного γ, 0<γ<1,в каждом столбце матрицы M, M $\in$ *Bp,s, имеется не меньше, чем γ ·p, единиц. Тогда покрытие матрицы M, получаемое с помощью градиентного алгоритма, имеет длину не больше, чем* $\left\lceil \frac{1}{\gamma} \ln^+(\gamma s) \right\rceil + \frac{1}{\gamma}$

Тест № 4

1. Дать определение тождества для формул, и его подстановки.

Формулы F′ и F′′, реализующие равные функции *f′* и *F′′*, называются *равными* или, иначе, *эквивалентными*. При этом равенство вида *t* : F′ = F′′ считается *тождеством*.Для того, чтобы выделить набор *x* = (*xi*1, . . . , *xin*), который состоит из всех различных БП алфавита X, встречающихся в формуле F и перечисленных в порядке возрастания их номеров, будем записывать ее в виде F = F (*x*). При этом формулу, которая получается из F в результате замены
каждого вхождения БП *xij, j* = 1, . . . , *n*, формулой F*j* будем считать *результатом подстановки формулы* F*j вместо БП xij, j* = 1, . . . , *n, в формулу* F и будем обозначать ее через F (F1, . . . , F*n*).
если указанную подстановку применить к обеим частям тождества *t* : F′ = F′′, где F′ = F′ (*x*) и F′′ = F′′ (*x*), мы получим тождество
$\widehat{t}: \widehat{\mathcal{F}}' = \widehat{\mathcal{F}}''$, которое называется *подстановкой для тождества t*.

2. Дать определение подсхемы КС и указать правила применение к ней тождеств.

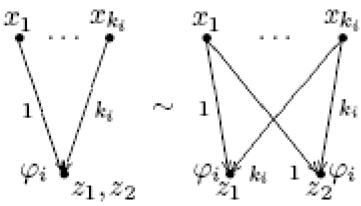
С хема Σ*′* называется *подсхемой схемы* Σ, если *V(*Σ′)⊆ *V* (Σ)*, E(*Σ′)⊆ *E* (Σ) и любая вершина *v*, *v* ∈ *V* (Σ_), которая либо относится к множеству входов (выходов) Σ, либо служит конечной (соответственно, начальной) вершиной некоторого ребра из *E*(Σ)*E*(Σ_), является входом (соответственно, выходом) Σ*′*. Из определений следует, что для СФЭ и КС с неразделенными полюсами, как и для формул, имеет место принцип эквивалентной замены. При этом все введенные выше для случая эквивалентных преобразований формул понятия (однократная и кратная выводимость, полнота системы тождеств и др.), а также связанные с ними обозначения переносятся на случай ЭП указанных классов схем без изменений.

3. Привести основные тождества, связанные с:

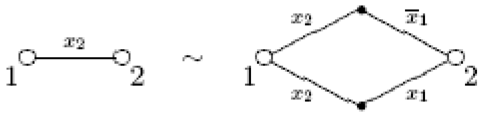
a) законом де Моргана для конъюнкции – в классах формул и СФЭ;

$$t^{\mathrm{M}}_{\neg}: \overline{(\overline{x_1})} = x_1, \quad t^{\mathrm{M}}_{\circ}: \overline{(x_1 \circ x_2)} = (\overline{x}_1) \diamond (\overline{x}_2),$$

b) ветвлением выхода ФЭ отрицания – в классе СФЭ;



c) введением фиктивной БП в контакт – в классе КС.



4. Сформулировать утверждение о переходе от КПСТ для ЭП формул к КПСТ для ЭП СФЭ.

Пусть τ — КПСТ для ЭП формул из UФБ*, а* П′ *и* П *— системы тождеств для перехода от базиса* Б *к базису* Б*′ и от базиса* Б′ *к базису* Б *соответственно. Тогда система тождеств {*П′ (*τ*) ,П′ (П)*} является КПСТ для ЭП формул из* UФБ

1. Дать определение тождества для СФЭ, и его подстановки.

эквивалентностьсхем Σ′ и Σ′′ из U имеет место тогда и только тогда, когда Σ′и Σ′′ реализуют равные системы (матрицы) ФАЛ предполагается, что соответствующие друг другу полюса (выходы, входы) в Σ′ и Σ′′ имеют одинаковые пометки, а эквивалентность Σ′ и Σ′′ записывается в виде тождества *t* : Σ′ ∼ Σ′′*.* Для схем из U, как и для формул, определяется ряд «простейших» преобразований, сохраняющих эквивалентность схем, которые называются *подстановками*. Тождество $\widehat{t}: \widehat{\Sigma}' \sim \widehat{\Sigma}''$, которое получается в результате применения одной и той же подстановки к обеим частям тождества *t* : Σ′ ∼ Σ′′, называется *подстановкой тождества t*.

2. Дать определение подформулы данной формулы и указать правила применения к ней тождеств.

формулы, полученные в процессе индуктивного построения формулы F, называются ее *подформулами*. для формул имеет место так называемый принцип эквивалентной замены. Это означает, что если подформулу F′ (подформулу F′′)формулы F заменить, учитывая тождество *t* эквивалентной ей формулой F′′ (соответственно F′), то полученная в результате такой замены формула ˇF будет эквивалентна формуле F, то есть будет справедливо тождество ˇ*t* : F = ˇF *.*
Аналогичный переход от F к F′ в результате применения одного из тождеств системы *τ* (нескольких последовательных применений тождеств из *τ*) будем записывать в виде однократной (соответственно кратной) выводимости вида F →*τ* F′ (соответственно F ⇒|*τ* F′). При этом считается, что тождество *t* : F = F′ *выводится из системы тождеств τ*

3. Привести основные тождества, связанные с:

a) подстановкой константы 0 в конъюнкцию – в классах формул и СФЭ;

$$t^{\text{ПК}}_{0,\vee}: x_1 \vee x_2 \cdot \overline{x}_2 = x_1,$$

b) снятием “висячего” входа – в классе СФЭ;

$$\overset{x_1}{\bullet} \sim \varnothing$$

c) формульным тождеством вида $x \cdot \overline{x} = 0$ – в классе КС.

4. Дать определение разделяющей КС и сформулировать лемму Шеннона.

Схема называется *разделительной по входам*(*выходам*), если ФАЛ проводимости между любыми ее различными входами (соответственно выходами) равна 0. *Пусть КС* Σ *является результатом стыковки вида* Σ = Σ′′ (Σ′)*, а F, F′ и F′′ — матрицы,* *реализуемые КС Σ, Σ′ и Σ′′ соответственно. Тогда* $F \geqslant F' \cdot F''$ *и* $F = F' \cdot F''$*, если КС Σ′′ разделительна по входам или КС Σ′разделительна по выходам.*

1. **Дать определение тождества для КС, и его подстановки.**

эквивалентность КС Σ*′* = Σ′ (*x*1*, . . . , xn*; *a*1*, . . . , am*) и Σ′′ = Σ′′ (*x*1*, . . . , xn*; *a*1*, . . . , am*) означает, что для любых *i* и *j* из отрезка [1,*m*] ФАЛ проводимости от *ai* к *aj* в КС Σ′ равна ФАЛ проводимости от *ai* к *aj* в КС Σ*′′*. Определим подстановку для КС как переименование (с возможным отождествлением и инвертированием) БП, а также переименование (с возможным отождествлением и снятием) полюсов.

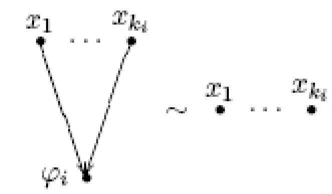
2. **Дать определение подсхемы СФЭ и указать правила применения к ней тождеств.**

С хема Σ_ называется *подсхемой схемы* Σ, если *V(*Σ′)⊆ *V* (Σ)*, E(*Σ′)⊆ *E* (Σ) и любая вершина *v*, *v* ∈ *V* (Σ′), которая либо относится к множеству входов (выходов) Σ, либо служит конечной (соответственно, начальной) вершиной некоторого ребра из *E*(Σ)*E*(Σ′), является входом (соответственно, выходом) Σ*′*.
Тождества: отождествление переменных, соединение/разделение полюсов

3. **Привести основные тождества, связанные с:**
   a) дистрибутивностью конъюнкции относительно дизъюнкций – в классах формул и СФЭ;

$$t^{\mathrm{D}}_{\circ,\diamond}: \ x_1 \circ (x_2 \diamond x_3) = (x_1 \circ x_2) \diamond (x_1 \circ x_3)$$

   b) снятием “висячего” ФЭ отрицания – в классе СФЭ;



   c) перебрасыванием контакта в трюхполюсной схеме - в классе КС.

4. **Дать определение суммарного цикломатического числа КС и сформулировать утверждение о его изменениях при применении основных тождеств.**

|*E* (*G*)| − |*V* (*G*)| + |*c* (*G*)| называется *цикломатическим числом* графа *G*. *множество вершин V* = *V* (*G*) *и множество ребер E* = *E* (*G*) множество всех связных компонент обозначается через *c* (*G*)
Для КС Σ от БП *x*1*, . . . , xn* и набора *a, a* ∈ *Bn*, определим величину Θ(Σ*, a*) = |*E* (Σ|*a*)| − |*V* (Σ|*a*)| + |*c* (Σ|*a*)| ,которая задает цикломатическое число графа Σ|*a*. Положим, далее,Θ(Σ) = *a*∈*Bn* Θ(Σ*, a*) *.*
Если Σ_ (*x*1*, . . . , xn*) *⇒{t*1*−t*5*}*Σ′′ (*x*1*, . . . , xn*)*, то* Θ(Σ′) = Θ(Σ′′)*, а если* Σ′ *⇒τk*Σ′′*, где k < n, то* Θ(Σ′)−Θ(Σ′′) *делится на* 2*n−k.*

Тест № 5

1. **Определение глубины D(f) ФАЛ $f(x_1 \ldots x_n)$ и её тривиальная нижняя оценка для существенной ФАЛ f.**

D (f)=minD(Σ) - глубина ФАЛ f относительно функционала L
Σ реал f,

2. **Определение функции Шеннона $L^C(n)$ и её верхняя оценка, получаемая методом Шеннона.**

L(n) = max L(f), f принадлежит P2(n)-Функция Шеннона для класса U^C относительно функционала сложности L.

$$L^{C}(n) \lesssim 8\frac{2^n}{n}.$$

3. **Нижняя мощностная оценка функции Шеннона $L^{\Phi}(n)$ и то соотношение, из которого она выводится.**

$$L^{\Phi}(n) \geqslant (1-\varepsilon(n))\frac{2^n}{\log n},$$

$$\left|\mathfrak{U}^{\Phi}(L,n)\right| \leqslant (32n)^{L+1}$$ $γ = 0$, $a = 32n$, $y = L\Phi(n) + 1$, если U = UΦ;

4. Верхняя оценка функции Шеннона $L^k(n)$, получаемая асимптотически наилучшим способом.

5. **Утверждение о нижней оценке сложности КС, реализующей заданную систему ФАЛ, и асимптотика сложности контактного дешифратора.**

Для любой ФАЛ f, $f \in$ P2 (n), существует реализующая ее КС Σ_f такая, что

$$L(\Sigma_f) \leqslant \frac{2^n}{n}\left(1+O\left(\frac{1}{\sqrt{n}}\right)\right)$$

$$L^{K}(Q_n) \leqslant 2^n + O\left(\frac{2^n}{n}\right) \quad L^{K}(Q_n) \sim 2^n \quad L^{K}(J_n) \sim 2^{n+1}.$$

1. **Определение сложности $L^C(f)$ ФАЛ f в классе СФЭ и её тривиальная нижняя оценка для существенной ФАЛ f.**

L^C (f)=minL(Σ) - сложность ФАЛ f в классе U^C относ функционала L
Σ реал f,
U^C Э Σ
L^C (f)>=n-1

2. Определение функции Шеннона $L^{\Phi}(n)$ и её верхняя нижняя оценка, получаемая с помощью моделирования совершенной ДНФ на основе контактного дерева.

L(n) = max L(f), f принадлежит P2(n)-Функция Шеннона для класса U^{Φ} относительно функционала сложности L.

3. **Нижняя мощностная оценка функции Шеннона $L^k(n)$ и то соотношение, из которого она выводится.**

$$L^{K}(n) \geqslant (1-\varepsilon(n))\frac{2^n}{n}$$

$$\left|\mathfrak{U}^{K}(L,n)\right| \leqslant (8nL)^{L}$$ $γ = 1$, $a = 8n$, $y = LK(n)$, если U = UK;

4. **Верхняя оценка функции Шеннона D(n), получаемая асимптотически наилучшим способом**

$$D(\mathcal{F}_f) \leqslant n - \log\log n + 8 + o(1)$$

5. **Определение регулярного множества наборов единичного куба и формулировка утверждения о разбиении куба на такие подмножества.**

Множество δ, $\delta \subseteq Bq$, называется *m-регулярным* множеством наборов куба Bq, если $m < q$, $|\delta| = 2m$, и все префиксы длины m наборов из δ различны. *Для любого m-регулярного множества наборов δ, $\delta \subseteq Bq$, система множеств $\Delta = (\delta 1, \ldots, \delta 2q-m)$, где $\delta i = \delta \oplus a$ и $v(a) = i-1$ при всех i, $i = 1, \ldots, 2q-m$, образует разбиение куба Bq на m-регулярные подмножества.*

1. **Определение сложности $L^k(f)$ ФАЛ $f(x_1 \ldots x_n)$ в классе КС и её тривиальная нижняя оценка для существенной ФАЛ** *f*.

L^k (f)>=n

2. Определение функции Шеннона D(n) и её верхняя оценка, получаемая с помощью моделирования совершенной ДНФ.

D(n) = max D(f), f принадлежит P2(n)-Функция Шеннона для класса U относительно функционала глубины D.

3. **Нижняя мощностная оценка функции Шеннона $L^C(n)$ и то соотношение, из которого она выводится.**

$$L^{C}(n) \geqslant (1+\varepsilon(n))\frac{2^n}{n}$$

$$\left|\mathfrak{U}^{C}(L,n)\right| \leqslant (32(L+n))^{L+1}$$ $γ = 1$, $a = 32$, $y = LC(n) + n$, если U = UC;

4. Верхняя оценка функции Шеннона $L^{\Phi}(n)$, получаемая асимптотически наилучшим способом.

$L^{\Phi}(n)<2^n$/logn

5. **Определение ДУМ и описание стандартного ДУМ.**

Множество ФАЛ G, $G \subseteq P2$ (m), называется *дизъюнктивно-универсальным множеством (ДУМ) порядка m и ранга p*, если любая ФАЛ g, $g \in P2$ (m), может быть представлена в виде $g = g1 \vee \ldots \vee gp$, где $gi \in G$ при всех i, $i = 1, \ldots, p$. Стандартный способ построения таких множеств связан с разбиениями единичного куба. Пусть $\Pi = (\pi 1, \ldots, \pi p)$ — разбиение куба Bm, и пусть для всех i, $i = 1, \ldots, p$, ФАЛ χi $(x1, \ldots, xm)$ — характеристическая ФАЛ множества πi, а $G(i)$ — множество всех тех ФАЛ g, $g \in P2$ (m), которые обращаются в 0 вне πi. Заметим, что множество ФАЛ G вида
$G = G(1) \cup \ldots \cup G(p)$ является ДУМ порядка m и ранга p. Действительно, любая ФАЛ g, $g \in P2$ (m), может быть представлена в виде $g = g1 \vee \ldots \vee gp$, где $gi = \chi i g$ и, следовательно, $gi \in G(i)$ для всех i, $i = 1, \ldots, p$.

1. **Определение сложности $L^{\Phi}(f)$ ФАЛ $f(x_1 \ldots x_n)$ в классе формул и её тривиальная нижняя оценка для существенной ФАЛ.**

$L^{\Phi}(f)=\min L(\Sigma)$ - сложность ФАЛ f в классе U^{Φ} относ функционала L
Σ реал f,
U^{Φ} Э Σ
$L^{\Phi}(f) >= n-1$

2. **Определение функции Шеннона $L^{k}(n)$ и её верхняя оценка, получаемая методом Шеннона.**

L(n) = max L(f), f принадлежит P2(n)-Функция Шеннона для класса U^{k} относительно функционала сложности L.

$$L^{\mathrm{K}}(n) \lesssim 4\frac{2^n}{n},$$

3. **Нижняя мощностная оценка функции Шеннона D(n) и то соотношение, из которого она выводится.**

$$D(n) \geqslant n - \log\log n - \varepsilon(n)$$

$\left|\mathfrak{U}^{\Phi}[T,n]\right| \leqslant (64n)^{2^T}$ $\quad \|\mathfrak{U}(\Psi(n), n)\| = 2^{2^n}$ Аналогичным образом на основе неравенства и равенства с использованием леммы 4.1, где *q* = 22*n*,*y* = 2*D*(*n*), *γ* = 0, *a* = 1 и *a* = 64*n*, устанавливается справедливость при *ε* (*n*) = 12/log *n*.

4. Верхняя оценка функции Шеннона $L^{C}(n)$, получаемая асимптотически наилучшим способом.
5. Формулировка утверждения, из которого следует минимальность контактного дерева в классе разделительных КС.