Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Топологія

Лекція 1

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2+3=5$.
2. $2-3=7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2+3=5$.
2. $2-3=7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2+3=5$.
2. $2-3=7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі …"

Як арифметика вивчає числа, а геометрія — фігури, так математична логіка вивчає висловлення та навіть дії над ними. Очевидно, що ці дії особливі, не такі, як дії над числами, але є між ними й щось спільне.

Що ми розуміємо під висловленням?

Висловленням (або *судженням*, або *твердженням*) називається кожне речення, яке стверджує якусь закінчену думку, **істинну** або **хибну** залежно від певних умов.

Розглянемо такі речення:

1. $2 + 3 = 5$.
2. $2 - 3 = 7$.
3. Україна — незалежна держава.
4. Я мешкаю у Львові.
5. Сьогодні понеділок.
6. Тарас Шевченко народився 9 березня 1814 року.
7. "Як умру, то поховайте
   Мене на могилі ..."

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Серед цих речень лише сьоме не є висловленням у нашому розумінні, оскільки воно не має стверджувального характеру, і не можна сказати, істинне воно чи хибне. Усі інші речення — висловлення, бо вони у стверджувальній формі висловлюють завершену думку, і можна сказати, істинні вони чи хибні. При цьому висловлення 1, 6 — абсолютно істинні (незалежно від будь-яких умов), а висловлення 2, 8 — абсолютно хибні. Істинність або хибність висловлень 3, 4, 5 залежить від конкретних додаткових умов. А саме, судження 5 істинне в понеділок і хибне в інші дні тижня, судження 4 істинне в устах того, хто мешкає у Львові.

Отже, істинність або хибність висловлення може мати як абсолютний, так і відносний характер. Однак жодне висловлення за жодних конкретних умов не може бути водночас і хибним, і істинним. Це зрозуміле твердження є одним із трьох основних законів класичної логіки — так званим *законом суперечності*. Другий основний закон класичної логіки називається *законом вилучення третього* і полягає в тому, що кожне висловлення за певних умов або істинне, або хибне — третього бути не може (лат. *tertium non datur*, тобто *третього не дано*).

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраелю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраїлю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраелю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраелю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраїлю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \dots, \chi \dots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраеля".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраїлю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраелю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраїлю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \dots, \chi \dots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраїлю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \dots, \chi \dots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраелю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраїлю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраїлю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: “вода мокра”;
2. β: “небо голубе”;
3. γ: “Єрусалим — столиця Ізраелю”.

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: “вода мокра”;
2. β: “небо голубе”;
3. γ: “Єрусалим — столиця Ізраелю”.

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \dots, \chi \dots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраелю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: “вода мокра”;
2. β: “небо голубе”;
3. γ: “Єрусалим — столиця Ізраелю”.

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \ldots, \chi \ldots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: "вода мокра";
2. β: "небо голубе";
3. γ: "Єрусалим — столиця Ізраелю".

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Алгебра висловлень, як і звичайна алгебра, користується буквенною символікою для позначення загальних понять і тверджень. Висловлення надалі позначатимемо грецькими літерами: $\alpha, \beta, \gamma, \dots, \chi \dots$. Якщо висловлення α істинне, то вважатимемо, що його *значення істинності* дорівнює одиниці, писатимемо $\alpha \equiv 1$, а коли хибне, то вважатимемо, що його значення істинності дорівнює нулю, і писатимемо $\alpha \equiv 0$. Надалі, також, якщо значення істинності двох висловлень α і β збігаються, то це записуватимемо так: $\alpha \equiv \beta$.

З простих висловлень за допомогою так званих логічних операцій утворюються складні висловлення.

Символи, які використовуються для позначення висловлень, називаються *атомарними формулами*, або *атомами*.

Приклад 1.1.1

Наведемо приклади висловлень.

1. α: “вода мокра”;
2. β: “небо голубе”;
3. γ: “Єрусалим — столиця Ізраелю”.

У прикладі 1.1.1 α, β і γ — атомарні формули.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Багато речень утворюють об'єднанням одного, або декількох висловлень, які є атомами. Якщо таке утворене речення є висловленням, то його називають *складним висловленням*. Побудову складних висловлень уперше розглянуто в книзі англійського математика Джоржа Буля (George Boole) "The Laws of Truth". Складні висловлення утворюють з існуючих висловлень застосовуючи логічні операції, які ми визначемо далі: кон'юнкція, диз'юнкція, заперечення, імплікація та еквіваленція.

Визначити якусь логічну операцію над висловленнями — означає: *вказати, якого зі значень істинності набуває її результат*; тобто відповідне складне висловлення залежне від значень істинності простих висловлень, що входять до його складу.

Основними логічними операціями над висловленнями є *кон'юнкція*, *диз'юнкція* і *заперечення*.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним " і "*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним " і "*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним " і "*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha\&\beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha \& \beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Логічним добутком, або *кон'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \wedge \beta$, яке істинне, якщо кожне з висловлень α і β істинне, і хибне, якщо хоча б одне з них хибне. Операція знаходження логічного добутку називається *кон'юнкцією*. Кон'юнкція також називається *логічним "і"*.

Логічний добуток двох висловлень α і β часто позначають так само, як звичайний добуток: $\alpha\beta$, читається "α і β". Трапляються й інші позначення для кон'юнкції висловлень $\alpha\&\beta$, або просто $\alpha \cdot \beta$.

Означення логічних операцій зручно подавати *таблицями істинності*; в них наводяться значення істинності складного висловлення для всіх можливих комбінацій значень істинності його простих висловлень. Для кон'юнкції таблиця істинності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \wedge \beta$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

Важливо зауважити, що кон'юнкція значень істинності збігається зі звичайним арифметичним добутком чисел 0 і 1: $0 \cdot 1 = 1 \cdot 0 = 0 \cdot 0 = 0$ і $1 \cdot 1 = 1$.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2+2=4$;
2. сніг білий і $2+2=8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

- роздільне значення — "α або β, але не обидва";
- нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2+2=4$;
2. сніг білий і $2+2=8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

- роздільне значення — "α або β, але не обидва";
- нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2 + 2 = 4$;
2. сніг білий і $2 + 2 = 8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

- роздільне значення — "α або β, але не обидва";
- нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2 + 2 = 4$;
2. сніг білий і $2 + 2 = 8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

- роздільне значення — "α або β, але не обидва";
- нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2+2=4$;
2. сніг білий і $2+2=8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

- роздільне значення — "α або β, але не обидва";
- нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2+2=4$;
2. сніг білий і $2+2=8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

- роздільне значення — "α або β, але не обидва";
- нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2+2=4$;
2. сніг білий і $2+2=8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

- роздільне значення — "α або β, але не обидва";
- нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2+2=4$;
2. сніг білий і $2+2=8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

- роздільне значення — "α або β, але не обидва";
- нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2+2=4$;
2. сніг білий і $2+2=8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

роздільне значення — "α або β, але не обидва";

нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2+2=4$;
2. сніг білий і $2+2=8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

роздільне значення — "α або β, але не обидва";

нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2 + 2 = 4$;
2. сніг білий і $2 + 2 = 8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

роздільне значення — "α або β, але не обидва";

нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2 + 2 = 4$;
2. сніг білий і $2 + 2 = 8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

роздільне значення — "α або β, але не обидва";

нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2 + 2 = 4$;
2. сніг білий і $2 + 2 = 8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

роздільне значення — "α або β, але не обидва";

нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2+2=4$;
2. сніг білий і $2+2=8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

роздільне значення — "α або β, але не обидва";

нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2+2=4$;
2. сніг білий і $2+2=8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

роздільне значення — "α або β, але не обидва";

нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Розглянемо приклади кон'юнкцій:

1. сніг білий і $2 + 2 = 4$;
2. сніг білий і $2 + 2 = 8$;
3. на городі бузина, а в Києві дядько.

Кон'юнкції 1, 3 — істинні, а 2 — хибна.

Диз'юнкція (*логічне додавання*). Сполучник "або" вживається у звичайному мовленні у двох різних значеннях: роздільному і нероздільному. Їх можна пояснити так: вираз "α або β" може мати

роздільне значення — "α або β, але не обидва";

нероздільне значення — "α або β, або обидва".

Якщо, наприклад, хтось каже: "я сьогодні складу іспит з топології на "добре" або на "відмінно", то тут "або" має роздільний зміст, бо не можна скласти один і той же іспит в один і той же час на "добре" і на "відмінно". Водночас у твердженні "якщо $a \cdot b = 0$, то $a = 0$ або $b = 0$" сполучник "або" має нероздільний зміст, оскільки $a \cdot b = 0$ і при $a = b = 0$.

Операція логічного додавання (диз'юнкція) відповідає у звичайному мовленні об'єднанню висловлень сполучником "або" у нероздільному розумінні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним *"або"*.

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним *"або"*.

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним *"або"*.

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Логічною сумою, або *диз'юнкцією*, двох висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \vee \beta$, яке істинне, якщо хоча б одне з висловлень α або β істинне; і хибне, якщо вони обидва хибні. Операція знаходження логічної суми називається *логічним додаванням*, або *диз'юнкцією*. Знак "$\vee$" читається "або", і диз'юнкцію називають також логічним "*або*".

Таблиця істинності диз'юнкції:

α	β	$\alpha \vee \beta$
0	1	1
1	0	1
0	0	0
1	1	1

Розглянемо приклади диз'юнкцій:

1. $2 \times 2 = 4$ або сніг білий;
2. $2 \times 2 = 4$ або сніг чорний;
3. $2 \times 2 = 5$ або сніг білий;
4. $2 \times 2 = 5$ або сніг чорний.

Усі ці висловлення є диз'юнкціями. Останнє з них хибне, а решта — істинні.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Вправа 1.1.4

Довести, що операції кон'юнкція та диз'юнкція є комутативними та асоціативними, тобто виконуються рівності:

1. $\alpha \wedge \beta \equiv \beta \wedge \alpha$;
2. $\alpha \vee \beta \equiv \beta \vee \alpha$;
3. $\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma$;
4. $\alpha \vee (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \vee \gamma$.

Вправа 1.1.5

Довести, що для операцій кон'юнкція та диз'юнкція виконується дистрибутивний закон:

1. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \equiv (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$;
2. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \equiv (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee (\overline{\gamma \wedge (\alpha \vee \beta)})$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee (\overline{\gamma \wedge (\alpha \vee \beta)})$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним* *“не”*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається “не α”. Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Іноді операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $\overline{(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee (\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним “не”*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається “не α”. Іноді операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $\overline{(\overline{\alpha} \wedge \beta)} \vee (\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee (\overline{\gamma \wedge (\alpha \vee \beta)})$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Іноді операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee (\overline{\gamma \wedge (\alpha \vee \beta)})$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Третя основна логічна операція — заперечення. *Запереченням* висловлення α називається висловлення $\overline{\alpha}$, яке істинне, якщо α хибне, і хибне, якщо α істинне. Заперечення називається також *логічним "не"*.

Таблиця істинності заперечення:

α	$\overline{\alpha}$
0	1
1	0

Отже, $\overline{0} \equiv 1$, $\overline{1} \equiv 0$. Висловлення $\overline{\alpha}$ читається "не α". Інколи операція заперечення позначається $\neg\alpha$ або α'.

Вправа 1.1.3

Довести, що для довільного висловлення α виконується $\overline{\overline{\alpha}} \equiv \alpha$.

Застосовуючи логічні операції, можна утворити з висловлень нові висловлення, наприклад, якщо α, β і γ — висловлення, то $(\alpha \wedge \beta) \vee \gamma$, $(\alpha \vee \overline{\beta}) \wedge \gamma$, $(\overline{\alpha} \wedge \beta) \vee \overline{(\gamma \wedge (\alpha \vee \beta))}$ тощо, теж висловлення. Такі вирази називаються *формулами алгебри висловлень*. Дужки в логічних формулах відіграють таку ж роль, як у алгебрі: вони позначають порядок виконання дій.

Щоб мати повну картину значень істинності логічної формули, складають її таблицю істинності для всіх можливих наборів. Для цього виписують усі послідовні часткові формули, з яких складається формула, і знаходять їх значення істинності на всіх наборах, доки не дійдуть до розглядуваної повної формули.

Пояснимо це на прикладі. Складемо таблицю істинності для наступного висловлення: $\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha))} \wedge \gamma$.

α	β	γ	$\overline{\alpha}$	$\beta \wedge \alpha$	$\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha)$	$\overline{\alpha \vee (\beta \wedge \alpha)}$	$\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \vee \alpha))} \wedge \gamma$
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	1	0	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	0
0	1	1	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0	1	0
1	0	1	0	0	0	1	1
1	1	0	0	1	1	0	0
1	1	1	0	1	1	0	0

Отже, це висловлення істинне лише в тому випадку, якщо α, γ — істинні, а β — хибне.

Щоб мати повну картину значень істинності логічної формули, складають її таблицю істинності для всіх можливих наборів. Для цього виписують усі послідовні часткові формули, з яких складається формула, і знаходять їх значення істинності на всіх наборах, доки не дійдуть до розглядуваної повної формули.

Пояснимо це на прикладі. Складемо таблицю істинності для наступного висловлення: $\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha))} \wedge \gamma$.

α	β	γ	$\overline{\alpha}$	$\beta \wedge \alpha$	$\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha)$	$\overline{\alpha \vee (\beta \wedge \alpha)}$	$\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \vee \alpha))} \wedge \gamma$
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	1	0	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	0
0	1	1	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0	1	0
1	0	1	0	0	0	1	1
1	1	0	0	1	1	0	0
1	1	1	0	1	1	0	0

Отже, це висловлення істинне лише в тому випадку, якщо α, γ — істинні, а β — хибне.

Щоб мати повну картину значень істинності логічної формули, складають її таблицю істинності для всіх можливих наборів. Для цього виписують усі послідовні часткові формули, з яких складається формула, і знаходять їх значення істинності на всіх наборах, доки не дійдуть до розглядуваної повної формули.

Пояснимо це на прикладі. Складемо таблицю істинності для наступного висловлення: $\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha))} \wedge \gamma$.

α	β	γ	$\overline{\alpha}$	$\beta \wedge \alpha$	$\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha)$	$\overline{\alpha \vee (\beta \wedge \alpha)}$	$\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \vee \alpha))} \wedge \gamma$
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	1	0	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	0
0	1	1	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0	1	0
1	0	1	0	0	0	1	1
1	1	0	0	1	1	0	0
1	1	1	0	1	1	0	0

Отже, це висловлення істинне лише в тому випадку, якщо α, γ — істинні, а β — хибне.

Щоб мати повну картину значень істинності логічної формули, складають її таблицю істинності для всіх можливих наборів. Для цього виписують усі послідовні часткові формули, з яких складається формула, і знаходять їх значення істинності на всіх наборах, доки не дійдуть до розглядуваної повної формули.

Пояснимо це на прикладі. Складемо таблицю істинності для наступного висловлення: $\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha))} \wedge \gamma$.

α	β	γ	$\overline{\alpha}$	$\beta \wedge \alpha$	$\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha)$	$\overline{\alpha \vee (\beta \wedge \alpha)}$	$\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \vee \alpha))} \wedge \gamma$
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	1	0	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	0
0	1	1	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0	1	0
1	0	1	0	0	0	1	1
1	1	0	0	1	1	0	0
1	1	1	0	1	1	0	0

Отже, це висловлення істинне лише в тому випадку, якщо α, γ — істинні, а β — хибне.

Щоб мати повну картину значень істинності логічної формули, складають її таблицю істинності для всіх можливих наборів. Для цього виписують усі послідовні часткові формули, з яких складається формула, і знаходять їх значення істинності на всіх наборах, доки не дійдуть до розглядуваної повної формули.

Пояснимо це на прикладі. Складемо таблицю істинності для наступного висловлення: $(\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha)) \wedge \gamma$.

α	β	γ	$\overline{\alpha}$	$\beta \wedge \alpha$	$\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha)$	$\overline{\alpha \vee (\beta \wedge \alpha)}$	$\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \vee \alpha))} \wedge \gamma$
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	1	0	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	0
0	1	1	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0	1	0
1	0	1	0	0	0	1	1
1	1	0	0	1	1	0	0
1	1	1	0	1	1	0	0

Отже, це висловлення істинне лише в тому випадку, якщо α, γ — істинні, а β — хибне.

Щоб мати повну картину значень істинності логічної формули, складають її таблицю істинності для всіх можливих наборів. Для цього виписують усі послідовні часткові формули, з яких складається формула, і знаходять їх значення істинності на всіх наборах, доки не дійдуть до розглядуваної повної формули.

Пояснимо це на прикладі. Складемо таблицю істинності для наступного висловлення: $\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha))} \wedge \gamma$.

α	β	γ	$\overline{\alpha}$	$\beta \wedge \alpha$	$\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha)$	$\overline{\alpha \vee (\beta \wedge \alpha)}$	$\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \vee \alpha))} \wedge \gamma$
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	1	0	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	0
0	1	1	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0	1	0
1	0	1	0	0	0	1	1
1	1	0	0	1	1	0	0
1	1	1	0	1	1	0	0

Отже, це висловлення істинне лише в тому випадку, якщо α, γ — істинні, а β — хибне.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Щоб мати повну картину значень істинності логічної формули, складають її таблицю істинності для всіх можливих наборів. Для цього виписують усі послідовні часткові формули, з яких складається формула, і знаходять їх значення істинності на всіх наборах, доки не дійдуть до розглядуваної повної формули.

Пояснимо це на прикладі. Складемо таблицю істинності для наступного висловлення: $\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha))} \wedge \gamma$.

α	β	γ	$\overline{\alpha}$	$\beta \wedge \alpha$	$\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha)$	$\overline{\alpha \vee (\beta \wedge \alpha)}$	$\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \vee \alpha))} \wedge \gamma$
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	1	0	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	0
0	1	1	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0	1	0
1	0	1	0	0	0	1	1
1	1	0	0	1	1	0	0
1	1	1	0	1	1	0	0

Отже, це висловлення істинне лише в тому випадку, якщо α, γ — істинні, а β — хибне.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Щоб мати повну картину значень істинності логічної формули, складають її таблицю істинності для всіх можливих наборів. Для цього виписують усі послідовні часткові формули, з яких складається формула, і знаходять їх значення істинності на всіх наборах, доки не дійдуть до розглядуваної повної формули.

Пояснимо це на прикладі. Складемо таблицю істинності для наступного висловлення: $\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha))} \wedge \gamma$.

α	β	γ	$\overline{\alpha}$	$\beta \wedge \alpha$	$\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha)$	$\overline{\alpha \vee (\beta \wedge \alpha)}$	$\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \vee \alpha))} \wedge \gamma$
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	1	0	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	0
0	1	1	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0	1	0
1	0	1	0	0	0	1	1
1	1	0	0	1	1	0	0
1	1	1	0	1	1	0	0

Отже, це висловлення істинне лише в тому випадку, якщо α, γ — істинні, а β — хибне.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Щоб мати повну картину значень істинності логічної формули, складають її таблицю істинності для всіх можливих наборів. Для цього виписують усі послідовні часткові формули, з яких складається формула, і знаходять їх значення істинності на всіх наборах, доки не дійдуть до розглядуваної повної формули.

Пояснимо це на прикладі. Складемо таблицю істинності для наступного висловлення: $\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha))} \wedge \gamma$.

α	β	γ	$\overline{\alpha}$	$\beta \wedge \alpha$	$\overline{\alpha} \vee (\beta \wedge \alpha)$	$\overline{\alpha \vee (\beta \wedge \alpha)}$	$\overline{(\overline{\alpha} \vee (\beta \vee \alpha))} \wedge \gamma$
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	1	0	1	0	0
0	1	0	1	0	1	0	0
0	1	1	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	0	1	0
1	0	1	0	0	0	1	1
1	1	0	0	1	1	0	0
1	1	1	0	1	1	0	0

Отже, це висловлення істинне лише в тому випадку, якщо α, γ — істинні, а β — хибне.

Вправа 1.1.4

Дано два висловлення:

α: Василь знає Петра;
β: Петро знає Василя.

Записати логічними формулами такі висловлення:

$a)$ Василь і Петро знають один одного;
$b)$ Василь і Петро не знають один одного;
$c)$ Або Василь знає Петра, або Петро знає Василя;
$d)$ Василь не знає Петра, а Петро знає Василя;
$e)$ Неправильно, що Петро не знає Василя;
$f)$ Неправильно, що Василь і Петро один одного не знають.

Вправа 1.1.5

Дано висловлення:

α: я люблю математику;
β: я люблю спорт.

Який зміст мають висловлення:
$a)\ \alpha \wedge \beta$; $b)\ \overline{\alpha \wedge \beta}$; $c)\ \alpha \vee \beta$; $d)\ \alpha \wedge \overline{\beta}$; $e)\ \overline{\overline{\alpha} \wedge \overline{\beta}}$; $f)\ \overline{\overline{\alpha}}$; $g)\ \overline{\alpha} \vee \beta$?

Вправа 1.1.4

Дано два висловлення:

α: Василь знає Петра;

β: Петро знає Василя.

Записати логічними формулами такі висловлення:

$a)$ Василь і Петро знають один одного;

$b)$ Василь і Петро не знають один одного;

$c)$ Або Василь знає Петра, або Петро знає Василя;

$d)$ Василь не знає Петра, а Петро знає Василя;

$e)$ Неправильно, що Петро не знає Василя;

$f)$ Неправильно, що Василь і Петро один одного не знають.

Вправа 1.1.5

Дано висловлення:

α: я люблю математику;

β: я люблю спорт.

Який зміст мають висловлення:

$a)\ \alpha \wedge \beta$; $b)\ \overline{\alpha \wedge \beta}$; $c)\ \alpha \vee \beta$; $d)\ \alpha \wedge \overline{\beta}$; $e)\ \overline{\overline{\alpha} \wedge \overline{\beta}}$; $f)\ \overline{\overline{\alpha}}$; $g)\ \overline{\alpha} \vee \beta$?

Вправа 1.1.4

Дано два висловлення:

α: Василь знає Петра;

β: Петро знає Василя.

Записати логічними формулами такі висловлення:

$a)$ Василь і Петро знають один одного;

$b)$ Василь і Петро не знають один одного;

$c)$ Або Василь знає Петра, або Петро знає Василя;

$d)$ Василь не знає Петра, а Петро знає Василя;

$e)$ Неправильно, що Петро не знає Василя;

$f)$ Неправильно, що Василь і Петро один одного не знають.

Вправа 1.1.5

Дано висловлення:

α: я люблю математику;

β: я люблю спорт.

Який зміст мають висловлення:

$a)\ \alpha \wedge \beta$; $b)\ \overline{\alpha \wedge \beta}$; $c)\ \alpha \vee \beta$; $d)\ \alpha \wedge \overline{\beta}$; $e)\ \overline{\overline{\alpha} \wedge \overline{\beta}}$; $f)\ \overline{\overline{\alpha}}$; $g)\ \overline{\alpha} \vee \beta$?

Вправа 1.1.4

Дано два висловлення:

α: Василь знає Петра;
β: Петро знає Василя.

Записати логічними формулами такі висловлення:

$a)$ Василь і Петро знають один одного;
$b)$ Василь і Петро не знають один одного;
$c)$ Або Василь знає Петра, або Петро знає Василя;
$d)$ Василь не знає Петра, а Петро знає Василя;
$e)$ Неправильно, що Петро не знає Василя;
$f)$ Неправильно, що Василь і Петро один одного не знають.

Вправа 1.1.5

Дано висловлення:

α: я люблю математику;
β: я люблю спорт.

Який зміст мають висловлення:

$a)\ \alpha \wedge \beta;\quad b)\ \overline{\alpha \wedge \beta};\quad c)\ \alpha \vee \beta;\quad d)\ \alpha \wedge \overline{\beta};\quad e)\ \overline{\overline{\alpha} \wedge \overline{\beta}};\quad f)\ \overline{\overline{\alpha}};\quad g)\ \overline{\alpha} \vee \beta?$

Вправа 1.1.4

Дано два висловлення:

α: Василь знає Петра;

β: Петро знає Василя.

Записати логічними формулами такі висловлення:

$a)$ Василь і Петро знають один одного;

$b)$ Василь і Петро не знають один одного;

$c)$ Або Василь знає Петра, або Петро знає Василя;

$d)$ Василь не знає Петра, а Петро знає Василя;

$e)$ Неправильно, що Петро не знає Василя;

$f)$ Неправильно, що Василь і Петро один одного не знають.

Вправа 1.1.5

Дано висловлення:

α: я люблю математику;

β: я люблю спорт.

Який зміст мають висловлення:

$a)\ \alpha \wedge \beta$; $b)\ \overline{\alpha \wedge \beta}$; $c)\ \alpha \vee \beta$; $d)\ \alpha \wedge \overline{\beta}$; $e)\ \overline{\overline{\alpha} \wedge \overline{\beta}}$; $f)\ \overline{\overline{\alpha}}$; $g)\ \overline{\alpha} \vee \beta$?

Вправа 1.1.4

Дано два висловлення:

α: Василь знає Петра;

β: Петро знає Василя.

Записати логічними формулами такі висловлення:

$a)$ Василь і Петро знають один одного;

$b)$ Василь і Петро не знають один одного;

$c)$ Або Василь знає Петра, або Петро знає Василя;

$d)$ Василь не знає Петра, а Петро знає Василя;

$e)$ Неправильно, що Петро не знає Василя;

$f)$ Неправильно, що Василь і Петро один одного не знають.

Вправа 1.1.5

Дано висловлення:

α: я люблю математику;

β: я люблю спорт.

Який зміст мають висловлення:

$a)\ \alpha \wedge \beta$; $b)\ \overline{\alpha \wedge \beta}$; $c)\ \alpha \vee \beta$; $d)\ \alpha \wedge \overline{\beta}$; $e)\ \overline{\overline{\alpha} \wedge \overline{\beta}}$; $f)\ \overline{\overline{\alpha}}$; $g)\ \overline{\alpha} \vee \beta$?

Вправа 1.1.4

Дано два висловлення:

α: Василь знає Петра;

β: Петро знає Василя.

Записати логічними формулами такі висловлення:

$a)$ Василь і Петро знають один одного;

$b)$ Василь і Петро не знають один одного;

$c)$ Або Василь знає Петра, або Петро знає Василя;

$d)$ Василь не знає Петра, а Петро знає Василя;

$e)$ Неправильно, що Петро не знає Василя;

$f)$ Неправильно, що Василь і Петро один одного не знають.

Вправа 1.1.5

Дано висловлення:

α: я люблю математику;

β: я люблю спорт.

Який зміст мають висловлення:

$a)$ $\alpha \wedge \beta$; $b)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $c)$ $\alpha \vee \beta$; $d)$ $\alpha \wedge \overline{\beta}$; $e)$ $\overline{\overline{\alpha} \wedge \overline{\beta}}$; $f)$ $\overline{\overline{\alpha}}$; $g)$ $\overline{\alpha} \vee \beta$?

Вправа 1.1.4

Дано два висловлення:

α: Василь знає Петра;

β: Петро знає Василя.

Записати логічними формулами такі висловлення:

$a)$ Василь і Петро знають один одного;

$b)$ Василь і Петро не знають один одного;

$c)$ Або Василь знає Петра, або Петро знає Василя;

$d)$ Василь не знає Петра, а Петро знає Василя;

$e)$ Неправильно, що Петро не знає Василя;

$f)$ Неправильно, що Василь і Петро один одного не знають.

Вправа 1.1.5

Дано висловлення:

α: я люблю математику;

β: я люблю спорт.

Який зміст мають висловлення:

$a)\ \alpha \wedge \beta$; $b)\ \overline{\alpha \wedge \beta}$; $c)\ \alpha \vee \beta$; $d)\ \alpha \wedge \overline{\beta}$; $e)\ \overline{\overline{\alpha} \wedge \overline{\beta}}$; $f)\ \overline{\overline{\alpha}}$; $g)\ \overline{\alpha} \vee \beta$?

Вправа 1.1.4

Дано два висловлення:

α: Василь знає Петра;

β: Петро знає Василя.

Записати логічними формулами такі висловлення:

$a)$ Василь і Петро знають один одного;

$b)$ Василь і Петро не знають один одного;

$c)$ Або Василь знає Петра, або Петро знає Василя;

$d)$ Василь не знає Петра, а Петро знає Василя;

$e)$ Неправильно, що Петро не знає Василя;

$f)$ Неправильно, що Василь і Петро один одного не знають.

Вправа 1.1.5

Дано висловлення:

α: я люблю математику;

β: я люблю спорт.

Який зміст мають висловлення:

$a)$ $\alpha \wedge \beta$; $b)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $c)$ $\alpha \vee \beta$; $d)$ $\alpha \wedge \overline{\beta}$; $e)$ $\overline{\overline{\alpha} \wedge \overline{\beta}}$; $f)$ $\overline{\overline{\alpha}}$; $g)$ $\overline{\alpha} \vee \beta$?

Вправа 1.1.4

Дано два висловлення:

α: Василь знає Петра;
β: Петро знає Василя.

Записати логічними формулами такі висловлення:

$a)$ Василь і Петро знають один одного;
$b)$ Василь і Петро не знають один одного;
$c)$ Або Василь знає Петра, або Петро знає Василя;
$d)$ Василь не знає Петра, а Петро знає Василя;
$e)$ Неправильно, що Петро не знає Василя;
$f)$ Неправильно, що Василь і Петро один одного не знають.

Вправа 1.1.5

Дано висловлення:

α: я люблю математику;
β: я люблю спорт.

Який зміст мають висловлення:
$a)\ \alpha \wedge \beta$; $b)\ \overline{\alpha \wedge \beta}$; $c)\ \alpha \vee \beta$; $d)\ \alpha \wedge \overline{\beta}$; $e)\ \overline{\overline{\alpha} \wedge \overline{\beta}}$; $f)\ \overline{\overline{\alpha}}$; $g)\ \overline{\alpha} \vee \beta$?

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:

a) $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; *b*) $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; *c*) $\overline{\alpha} \vee \gamma$; *d*) $\overline{\alpha \wedge \beta}$; *e*) $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: “*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*”. Наприклад, теорему “*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* 180°” можна записати так: “*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* 180°”. Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок “*якщо ..., то ...*” і позначається стрілкою “$\Rightarrow$”. Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: “*якщо* α, *то* β”, або “*з* α *випливає* β”.

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
a) $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; b) $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; c) $\overline{\alpha} \vee \gamma$; d) $\overline{\alpha \wedge \beta}$; e) $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* $180°$" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* $180°$". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: "*якщо* α*, то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:

$a)$ $\overline{(\alpha\wedge\beta)\vee\overline{\alpha}\wedge\beta}$; $b)$ $\overline{\alpha}\vee\overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha}\vee\gamma$; $d)$ $\overline{\alpha\wedge\beta}$; $e)$ $\overline{\alpha\wedge(\overline{\alpha}\vee\beta)\vee\beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* $180°$" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* $180°$". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha\Rightarrow\beta,$$

яке читається так: "*якщо* α, *то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha\Rightarrow\beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha\Rightarrow\beta$ писатимемо $\alpha\to\beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)$ $\overline{(\alpha\wedge\beta)\vee\overline{\alpha\wedge\beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha}\vee\overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha}\vee\gamma$; $d)$ $\overline{\alpha\wedge\beta}$; $e)$ $\overline{\alpha\wedge(\overline{\alpha}\vee\beta)\vee\beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* 180°" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* 180°". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha\Rightarrow\beta,$$

яке читається так: "*якщо* α*, то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha\Rightarrow\beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha\Rightarrow\beta$ писатимемо $\alpha\to\beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)$ $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha} \vee \gamma$; $d)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $e)$ $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* 180°" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* 180°". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: "*якщо* α*, то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)$ $\overline{(\alpha\wedge\beta)\vee\overline{\alpha\wedge\beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha}\vee\overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha}\vee\gamma$; $d)$ $\overline{\alpha\wedge\beta}$; $e)$ $\overline{\alpha\wedge(\overline{\alpha}\vee\beta)\vee\beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* $180°$" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* $180°$". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha\Rightarrow\beta,$$

яке читається так: "*якщо* α, *то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha\Rightarrow\beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha\Rightarrow\beta$ писатимемо $\alpha\to\beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)\ \overline{(\alpha\wedge\beta)\vee\overline{\alpha\wedge\beta}}$; $b)\ \overline{\alpha}\vee\overline{\beta}$; $c)\ \overline{\alpha}\vee\gamma$; $d)\ \overline{\alpha\wedge\beta}$; $e)\ \overline{\alpha\wedge(\overline{\alpha}\vee\beta)\vee\beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* 180°" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* 180°". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha\Rightarrow\beta,$$

яке читається так: "*якщо* α*, то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha\Rightarrow\beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha\Rightarrow\beta$ писатимемо $\alpha\to\beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)$ $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha} \vee \gamma$; $d)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $e)$ $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* 180°" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* 180°". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: "*якщо* α*, то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)$ $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha} \vee \gamma$; $d)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $e)$ $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* $180°$" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* $180°$". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: "*якщо α, то β*", або "*з α випливає β*".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:

$a)$ $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha} \vee \gamma$; $d)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $e)$ $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* 180°" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* 180°". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: "*якщо* α*, то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)$ $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha} \vee \gamma$; $d)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $e)$ $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: “*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*”. Наприклад, теорему “*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* $180°$” можна записати так: “*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* $180°$”. Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок “*якщо ..., то ...*” і позначається стрілкою “$\Rightarrow$”. Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: “*якщо* α, *то* β”, або “*з* α *випливає* β”.

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:

$a)$ $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha} \vee \gamma$; $d)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $e)$ $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* $180°$" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* $180°$". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: "*якщо α, то β*", або "*з α випливає β*".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)$ $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha} \vee \gamma$; $d)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $e)$ $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: “*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*”. Наприклад, теорему “*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* 180°” можна записати так: “*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* 180°”. Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок “*якщо ..., то ...*” і позначається стрілкою “$\Rightarrow$”. Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: “*якщо* α, *то* β”, або “*з* α *випливає* β”.

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:

$a)$ $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha} \vee \gamma$; $d)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $e)$ $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* $180°$" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* $180°$". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: "*якщо* α, *то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)$ $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha} \vee \gamma$; $d)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $e)$ $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* $180°$" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* $180°$". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: "*якщо* α, *то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \rightarrow \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)$ $\overline{(\alpha \wedge \beta) \vee \overline{\alpha \wedge \beta}}$; $b)$ $\overline{\alpha} \vee \overline{\beta}$; $c)$ $\overline{\alpha} \vee \gamma$; $d)$ $\overline{\alpha \wedge \beta}$; $e)$ $\overline{\alpha \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta) \vee \beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* 180°" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* 180°". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha \Rightarrow \beta,$$

яке читається так: "*якщо* α*, то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha \Rightarrow \beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha \Rightarrow \beta$ писатимемо $\alpha \to \beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)\ \overline{(\alpha\wedge\beta)\vee\overline{\alpha\wedge\beta}}$; $\quad b)\ \overline{\alpha}\vee\overline{\beta}$; $\quad c)\ \overline{\alpha}\vee\gamma$; $\quad d)\ \overline{\alpha\wedge\beta}$; $\quad e)\ \overline{\alpha\wedge(\overline{\alpha}\vee\beta)\vee\beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* 180°" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* 180°". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha\Rightarrow\beta,$$

яке читається так: "*якщо* α*, то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha\Rightarrow\beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha\Rightarrow\beta$ писатимемо $\alpha\to\beta$.

Вправа 1.1.6

Скласти таблицю істинності для формул:
$a)\ \overline{(\alpha\wedge\beta)\vee\overline{\alpha\wedge\beta}}$; $b)\ \overline{\alpha}\vee\overline{\beta}$; $c)\ \overline{\alpha}\vee\gamma$; $d)\ \overline{\alpha\wedge\beta}$; $e)\ \overline{\alpha\wedge(\overline{\alpha}\vee\beta)\vee\beta}$.

Усі математичні теореми можна записати так: "*якщо справджуються такі-то умови, то випливає такий-то висновок*". Наприклад, теорему "*Сума внутрішніх кутів трикутника дорівнює* 180°" можна записати так: "*якщо дана фігура — трикутник, то сума її внутрішніх кутів дорівнює* 180°". Для запису таких висловлень існує логічна операція, яка називається *імплікацією*. Вона відповідає умовному твердженню на зразок "*якщо ..., то ...*" і позначається стрілкою "$\Rightarrow$". Отже, імплікація — складне висловлення

$$\alpha\Rightarrow\beta,$$

яке читається так: "*якщо* α, *то* β", або "*з* α *випливає* β".

Імплікацією висловлень α і β називається таке складне висловлення $\alpha\Rightarrow\beta$, яке хибне лише за умови, що висловлення α істинне, а висловлення β хибне, а в усіх інших випадках воно істинне. Часто замість $\alpha\Rightarrow\beta$ писатимемо $\alpha\to\beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам “*тоді і лише тоді*” і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: “α еквівалентне β”), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам "*тоді і лише тоді*" і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: "α еквівалентне β"), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності для імплікації має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Rightarrow \beta$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Зауважимо, що **з хибного висловлення випливає будь-яке твердження**.

Наприклад, візьмімо хибне твердження: $1 = 2$. Віднімаючи від обох частин одиницю, отримаємо $0 = 1$. Нехай тепер a і b — довільні числа. Помножимо рівність $0 = 1$ спочатку на a, а потім на b: $0 \cdot a = 1 \cdot a = a$, $0 \cdot b = 1 \cdot b = b$. Отже, $0 = 0 \cdot a = 0 = 0 \cdot b = a = b$, і будь-які два числа рівні.

Розглянемо ще одну логічну операцію — *еквівалентність двох висловлень*. Вона відповідає сполучним словам “*тоді і лише тоді*” і приводить до істинного складного висловлення у випадку, якщо відповідні прості висловлення одночасно істинні або одночасно хибні.

Еквівалентністю висловлень α і β називається складне висловлення $\alpha \Leftrightarrow \beta$ (читається: “α еквівалентне β”), яке істинне, якщо обидва висловлення α і β істинні або обидва хибні, й хибне, якщо одне з них істинне, а друге хибне. Еквівалентність висловлень α і β часто позначають через $\alpha \sim \beta$.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застосувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застосувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Таблиця істинності еквівалентності має такий вигляд:

α	β	$\alpha \Leftrightarrow \beta$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	1

У логіці атом, чи складне висловлення називають *формулою*. Вивчаючи формули, розглядають два аспекти — синтаксис і семантику.

Синтаксис — це сукупність правил, які дають змогу будувати формули та розпізнавати правильні формули серед послідовностей символів. Формули в логіці висловлень визначають за такими правилами:

- атом — це формула;
- якщо α — формула, то $\overline{\alpha}$ — також формула;
- якщо α і β — формули, то $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$, $\alpha \Rightarrow \beta$, $\alpha \Leftrightarrow \beta$ — формули;
- формули утворюються лише скінченною кількістю застусувань вище наведених правил.

Семантика — це сукупність правил, за якими формулам надають значень істинності. Семантику логічних операцій зручно задавати у вигляді таблиць істинності, як це ми визначали раніше для логічних операцій.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Логічним законом називається тотожно-істинна логічна формула, тобто така формула, яка істинна завжди, тобто при будь-якому наборі значень істинності.

Логічні закони, і лише вони становлять загальні форми правильного мислення. Тому вони найбільш цікаві для логіки.

Як довести логічний закон? Для цього є принаймні три способи. Перший — *складання таблиці істинності*. Зрозуміло, що логічна формула буде тотожно-істинна тоді й лише тоді, коли останній стовпець її таблиці істинності складається лише з одиниць.

Інколи швидше приводить до мети другий спосіб доведення логічних законів, який полягає в тому, що безпосередньо на підставі означення логічних операцій упевнюються, що формула не може набувати значення нуль. Нарешті, третій спосіб ґрунтується на тотожних перетвореннях логічних формул.

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ ("*якщо* X, *то* X").
   Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ ("*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$").
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ ("*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*").
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ (“*якщо X, то X*”).
   Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ (“*не можуть бути одночасно істинними висловлення X і $\overline{X}$*”).
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ (“*з висловлень X і $\overline{X}$ принаймні одне істинне*”).
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ (“*якщо* X, *то* X”).
Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ (“*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$”).
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ (“*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*”).
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ (“*якщо* X, *то* X”).
Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ (“*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$”).
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ (“*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*”).
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ (“*якщо* X, *то* X”).
   Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ (“*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$”).
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ (“*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*”).
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ ("*якщо* X, *то* X").
   Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ ("*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$").
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ ("*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*").
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ ("*якщо* X, *то* X").
Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ ("*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$").
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ ("*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*").
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ (*“якщо X, то X”*).
Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ (*“не можуть бути одночасно істинними висловлення X і $\overline{X}$”*).
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ (*“з висловлень X і $\overline{X}$ принаймні одне істинне”*).
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ (“*якщо* X, *то* X”).
   Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ (“*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$”).
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ (“*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*”).
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ ("*якщо* X, *то* X").
   Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ ("*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$").
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ ("*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*").
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ (“*якщо* X, *то* X”).
Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ (“*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$”).
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ (“*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*”).
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ (“*якщо* X, *то* X”).
   Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ (“*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$”).
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ (“*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*”).
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ (“*якщо* X, *то* X”).
   Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ (“*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$”).
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ (“*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*”).
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ ("*якщо* X, *то* X").
Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ ("*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$").
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ ("*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*").
Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Основні логічні закони:

1. **Закон тотожності**: $X \to X$ ("*якщо* X, *то* X").
   Доведення:

X	X	$X \to X$
0	0	1
1	1	1

2. **Закон суперечності**: $\overline{X \wedge \overline{X}}$ ("*не можуть бути одночасно істинними висловлення* X *і* $\overline{X}$").
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \wedge \overline{X}$	$\overline{X \wedge \overline{X}}$
0	1	0	1
1	0	0	1

3. **Закон вилучення третього**: $X \vee \overline{X}$ ("*з висловлень* X *і* $\overline{X}$ *принаймні одне істинне*").
   Доведення:

X	$\overline{X}$	$X \vee \overline{X}$
0	1	1
1	0	1

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком “$=$”.

Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.

5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,

б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".

Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.

5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,

б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".

Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.

5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,

б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".
Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".
Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".
Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".

Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,

б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".

Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком “$=$”.
Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком “$=$”.

Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком “$=$”.
Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".
Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком “$=$”.
Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".
Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".
Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Особливо важливе значення мають *тотожно-істинні еквівалентності*, які позначаються звичайним знаком "$=$".
Як можна довести логічну рівність $S = T$? Рівність $S = T$ буде істинна тоді й лише тоді, коли формули S і T на будь-яких наборах мають однакові значення істинності.

4. **Закон подвійного заперечення**: $\overline{\overline{X}} = X$. Доведення очевидне.
5. **Формули (закони) де Моргана**:

а) $\overline{X \vee Y} = \overline{X} \wedge \overline{Y}$,
б) $\overline{X \wedge Y} = \overline{X} \vee \overline{Y}$.

Доведення:

а)

X	Y	$X \vee Y$	$\overline{X \vee Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \wedge \overline{Y}$
0	0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	1	1	0	0	0	0

б)

X	Y	$\overline{X}$	$\overline{Y}$	$\overline{X} \vee \overline{Y}$	$\overline{X \wedge Y}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;

б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;

в) $X \rightarrow Y = \overline{X} \vee Y$;

г) $X \rightarrow Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;

ґ) $X \sim Y = (X \rightarrow Y) \wedge (Y \rightarrow X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;

б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;

в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;

г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;

ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;

б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;

в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;

г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;

ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.

Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;

б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;

в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;

г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;

ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.

Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;

б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;

в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;

г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;

ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.

Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;

б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;

в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;

г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;

ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.

Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;

б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;

в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;

г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;

ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.

Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.

Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.

Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.

Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.

Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Як побачимо далі, логічні операції не незалежні, одні з них можна виразити через інші. Наприклад:

а) $X \vee Y = \overline{\overline{X} \wedge \overline{Y}}$;
б) $X \wedge Y = \overline{\overline{X} \vee \overline{Y}}$;
в) $X \to Y = \overline{X} \vee Y$;
г) $X \to Y = \overline{X \wedge \overline{Y}}$;
ґ) $X \sim Y = (X \to Y) \wedge (Y \to X)$.

Отже, диз'юнкція виражається через кон'юнкцію і заперечення а); кон'юнкція — через диз'юнкцію та заперечення б); імплікація — через диз'юнкцію та заперечення в), або — через кон'юнкцію та заперечення г); еквівалентність — через імплікацію та кон'юнкцію. Ми пропонуємо самостійно довести вище перелічені логічні рівності.
Отож, всі логічні операції можна виразити через

а) диз'юнкцію та заперечення;

або

б) кон'юнкцію та заперечення.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;

- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

 де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

 де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;

- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд
$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$
де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд
$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$
де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Лекція 1. Висловлення, дії над висловленнями. Логічні закони

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд
$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \dots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$
де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд
$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \dots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$
де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд
$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$
де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд
$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$
де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;
- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

  де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

Кажуть, що формула α записана

- в *кон'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \wedge \alpha_2 \wedge \cdots \wedge \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх диз'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;

- в *диз'юнктній нормальній формі*, якщо воно має вигляд

$$\alpha = \alpha_1 \vee \alpha_2 \vee \cdots \vee \alpha_n \qquad (n \geqslant 2),$$

де кожна з формул $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є атомом, або його запереченням, або їх кон'юнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними.

Приклад 1.1.2

Нехай α, β і γ — атоми. Тоді:

1. $\omega = (\alpha \vee \overline{\beta} \vee \overline{\gamma}) \wedge (\overline{\alpha} \vee \beta)$ — формула, записана в кон'юнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в диз'юнктній нормальній формі.

4. **Закон контрапозиції**:

$$\boxed{X \to Y = \overline{Y} \to \overline{X}}$$

Доведення:

X	Y	$X \to Y$	$\overline{Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y} \to \overline{X}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	0	0
1	1	1	0	0	1

4. **Закон контрапозиції**:

$$\boxed{X \to Y = \overline{Y} \to \overline{X}}$$

Доведення:

X	Y	$X \to Y$	$\overline{Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y} \to \overline{X}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	0	0
1	1	1	0	0	1

4. Закон контрапозиції:

$$\boxed{X \to Y = \overline{Y} \to \overline{X}}$$

Доведення:

X	Y	$X \to Y$	$\overline{Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y} \to \overline{X}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	0	0
1	1	1	0	0	1

4. **Закон контрапозиції**:

$$\boxed{X \to Y = \overline{Y} \to \overline{X}}$$

Доведення:

X	Y	$X \to Y$	$\overline{Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y} \to \overline{X}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	0	0
1	1	1	0	0	1

4. Закон контрапозиції:

$$\boxed{X \to Y = \overline{Y} \to \overline{X}}$$

Доведення:

X	Y	$X \to Y$	$\overline{Y}$	$\overline{X}$	$\overline{Y} \to \overline{X}$
0	0	1	1	1	1
0	1	1	0	1	1
1	0	0	1	0	0
1	1	1	0	0	1

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) закони ідемпотентності:

(ii) закони поглинання:

(iii) закони тотожності:

(iv) закони домінування:

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(*i*) закони ідемпотентності:

(*ii*) закони поглинання:

(*iii*) закони тотожності:

(*iii*) закони домінування:

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності:**

(ii) **закони поглинання:**

(iii) **закони тотожності:**

(iii) **закони домінування:**

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності:**

- (i_1) $X \vee X = X$;
- (i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання:**

- (ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
- (ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності:**

- (iii_1) $X \vee 0 = X$;
- (iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування:**

- (iii_1) $X \vee 1 = 1$;
- (iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

- (i_1) $X \vee X = X$;
- (i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

- (ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
- (ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

- (iii_1) $X \vee 0 = X$;
- (iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

- (iii_1) $X \vee 1 = 1$;
- (iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

- (i_1) $X \vee X = X$;
- (i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

- (ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
- (ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

- (iii_1) $X \vee 0 = X$;
- (iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

- (iii_1) $X \vee 1 = 1$;
- (iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

- (i_1) $X \vee X = X$;
- (i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

- (ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
- (ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

- (iii_1) $X \vee 0 = X$;
- (iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

- (iii_1) $X \vee 1 = 1$;
- (iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

- (i_1) $X \vee X = X$;
- (i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

- (ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
- (ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

- (iii_1) $X \vee 0 = X$;
- (iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

- (iii_1) $X \vee 1 = 1$;
- (iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

- (i_1) $X \vee X = X$;
- (i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

- (ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
- (ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

- (iii_1) $X \vee 0 = X$;
- (iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

- (iii_1) $X \vee 1 = 1$;
- (iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Вправа 1.1.7

Доведіть такі закони:

(i) **закони ідемпотентності**:

(i_1) $X \vee X = X$;
(i_2) $X \wedge X = X$;

(ii) **закони поглинання**:

(ii_1) $(X \vee Y) \vee X = X$;
(ii_2) $(X \wedge Y) \vee X = X$;

(iii) **закони тотожності**:

(iii_1) $X \vee 0 = X$;
(iii_2) $X \wedge 1 = X$;

(iii) **закони домінування**:

(iii_1) $X \vee 1 = 1$;
(iii_2) $X \wedge 0 = 0$.

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *обернено́ю теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми *"Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута"* автоматично випливає твердження: *"Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі"*.

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

Відповідно до варіантів імплікації в математиці розглядаються зв'язки між теоремами. Якщо $X \to Y$ — дана теорема, то її конверсія $Y \to X$ називається *оберненою теоремою*.

Конверсія контрапозиції $\overline{X} \to \overline{Y}$ називається *протилежною теоремою*. З нашого означення випливає, що формулювання оберненої теореми можна отримати, помінявши місцями умову та висновок.

Теорема 1.1.3

Якщо є X, то є Y.

Теорема 1.1.4 (обернена до теореми 1.1.3)

Якщо є Y, то є X.

Теорема 1.1.5 (протилежна до теореми 1.1.3)

Якщо немає X, то немає Y.

За законом контрапозиції, довівши яку-небудь теорему, ми довели для неї обернену до протилежної (контрапозицію). Отже, з теореми "*Якщо точка лежить на бісектрисі кута, то вона однаково віддалена від сторін кута*" автоматично випливає твердження: "*Якщо точка не однаково віддалена від сторін кута, то вона не лежить на його бісектрисі*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2*, достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2*, достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2*, достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2, *достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2, *достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2, *достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2, *достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2*, достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2, *достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2, *достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2*, достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2*, достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

З імплікацією тісно пов'язане питання про *необхідність і достатність* умов, дуже важливе для математики. Означення такі: якщо імплікація $X \to Y$ істинна, то істинність висловлення Y називають *необхідною умовою* для істинності висловлення X. Коротше: якщо істинно $X \to Y$, то Y — *необхідна умова* для X, а X — *достатня умова* для Y.

Такі назви пояснюються тим, що коли імплікація $X \to Y$ істинна, то для вірності X необхідно, щоб було вірним і Y, а вірність X достатня для вірності Y.

Наприклад, твердження "*Якщо ціле число закінчується нулем, то воно ділиться на* 2" можна інакше висловити так: "*Для того, щоб ціле число закінчувалося нулем, необхідно, щоб воно ділилося на* 2", або "*Для того, щоб число ділилось на* 2*, достатньо, щоб воно закінчувалося нулем*".

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;

C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;

C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0$.

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;

C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;

C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0$.

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;

C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;

C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0$.

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;

C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;

C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0$.

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;

C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;

C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0$.

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;

C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;

C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0$.

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;

C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;

C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0$.

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;
C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;
C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0$.

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;

C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;

C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0$.

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;

C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;

C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0$.

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Доведення від супротивного

Легко переконатися, що істинні такі формули:

C1) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$;

C2) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to Y$;

C3) $X \to Y = X \wedge \overline{Y} \to 0.$

Ці рівності означають таке: щоб довести, що з X випливає Y, досить довести, що коли X правильне, а Y неправильне, то C1) — неправильне; C2) Y — правильне; C3) прийдемо до суперечності.

Вправа 1.1.8

Доведіть логічні рівності C1) — C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні ($X \to Y$).

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні ($\overline{Y}$), хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що ($X \wedge \overline{Y}$). Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові ($\overline{X}$). Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: С1), С2) або С3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні ($X \to Y$).

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні ($\overline{Y}$), хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що ($X \wedge \overline{Y}$). Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові ($\overline{X}$). Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього ($X \wedge \overline{Y}$). Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: С1), С2) або С3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні ($X \to Y$).

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні ($\overline{Y}$), хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що ($X \wedge \overline{Y}$). Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові ($\overline{X}$). Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього ($X \wedge \overline{Y}$). Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні ($X \to Y$).

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні ($\overline{Y}$), хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що ($X \wedge \overline{Y}$). Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові ($\overline{X}$). Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього ($X \wedge \overline{Y}$). Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні ($X \to Y$).

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні ($\overline{Y}$), хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що ($X \wedge \overline{Y}$). Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові ($\overline{X}$). Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього ($X \wedge \overline{Y}$). Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні ($X \to Y$).

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні ($\overline{Y}$), хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що ($X \wedge \overline{Y}$). Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові ($\overline{X}$). Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього ($X \wedge \overline{Y}$). Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: С1), С2) або С3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні ($X \to Y$).

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні ($\overline{Y}$), хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що ($X \wedge \overline{Y}$). Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові ($\overline{X}$). Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього ($X \wedge \overline{Y}$). Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні ($X \to Y$).

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні ($\overline{Y}$), хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що ($X \wedge \overline{Y}$). Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові ($\overline{X}$). Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього ($X \wedge \overline{Y}$). Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: С1), С2) або С3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні ($X \to Y$).

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні ($\overline{Y}$), хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що ($X \wedge \overline{Y}$). Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові ($\overline{X}$). Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього ($X \wedge \overline{Y}$). Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: С1), С2) або С3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.

2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: С1), С2) або С3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: С1), С2) або С3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні ($X \to Y$).

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні ($\overline{Y}$), хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що ($X \wedge \overline{Y}$). Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові ($\overline{X}$). Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього ($X \wedge \overline{Y}$). Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: С1), С2) або С3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: С1), С2) або С3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного.
Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Приклад 1.1.6

Доведемо методом від супротивного такі теореми:

1. Якщо дві прямі, які лежать в одній площині, в перетині з третьою утворюють рівні відповідні кути, то ці прямі паралельні $(X \to Y)$.

   Доведення. Припустимо, що вони не паралельні $(\overline{Y})$, хоч і утворюють рівні відповідні кути (X), тобто, що $(X \wedge \overline{Y})$. Тоді прямі перетинаються й утворюють трикутник, у якому один з відповідних кутів буде внутрішнім, а другий — зовнішнім, не суміжним з ним. Як відомо, такі кути не однакові $(\overline{X})$. Отже, ми довели, що $X \wedge \overline{Y} \to \overline{X}$, а отже $X \to Y$.
2. Доведемо класичну теорему Евкліда про нескінченність множини простих чисел. Сформулюємо її так: якщо n — просте число (X), то існує більше за нього просте число q (Y). Тобто $X \to Y$.

   Доведення. Нехай p — найбільше просте число, тобто не існує більшого за нього $(X \wedge \overline{Y})$. Розглянемо число $Q = 2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot \ldots \cdot p + 1$. Число Q або просте, або складене. Якщо воно просте, то, оскільки воно більше за p, твердження Y вірне, тобто $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Якщо ж Q складене, то воно ділиться на якесь просте число q. Але на прості числа $2, 3, 5, \ldots, p$ число Q не ділиться, бо при діленні на кожне з них отримується остача 1. Отже, число q відмінне від усіх простих $2, 3, 5, \ldots, p$, тобто $Q > p$. І в цьому випадку існує просте число, більше за p: $X \wedge \overline{Y} \to Y$. Отож, завжди вірна імплікація $X \to Y$. Це й означає, що множина простих чисел нескінченна.

Надалі ми часто користуватимемося методом доведення від супротивного. Проаналізувавши хід наших міркувань, завжди можна буде переконатися, що ми користувались одним із правил: C1), C2) або C3).

Дякую за увагу!!!