Логічні закони

Дискретна математика

Лекція 2

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.

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.

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.

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.

Лекція 2. Логічні закони

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.

Лекція 2. Логічні закони

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.

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.

Лекція 2. Логічні закони

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.

Лекція 2. Логічні закони

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.

Лекція 2. Логічні закони

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.

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.

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.

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.

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.

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.

Лекція 2. Логічні закони

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.

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.

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.

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.

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.

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.

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.

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.

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.

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.

Лекція 2. Логічні закони

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.

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.

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 2. 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.

Лекція 2. 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

Лекція 2. 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 2. 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 2. 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 2. 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

Лекція 2. 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 2. 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

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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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) $X \rightarrow Y = \overline{X} \vee Y$;

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); еквіваленціюь — 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 2. 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); еквіваленціюь — 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 2. 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); еквіваленціюь — 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 2. 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); еквіваленціюь — 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 2. 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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 2. 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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); еквіваленціюь — 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 2. 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 2. 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 2. 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 їхньою 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 їхньою 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 2. 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 їхньою 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 *конʼюнктній 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 їхньою дизʼюнкцією, а всі формули $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n$ є різними;

- в *дизʼюнктній 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 їхньою конʼюнкцією, 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 конʼюнктній нормальній формі;
2. $\omega = (\alpha \wedge \overline{\beta} \wedge \overline{\gamma}) \vee (\overline{\alpha} \wedge \beta)$ — формула, записана в дизʼюнктній 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 їхньою 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 їхньою 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:**

- (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) $X \wedge 0 = 0$.

Лекція 2. Логічні закони

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) $X \wedge 0 = 0$.

Лекція 2. Логічні закони

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 *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*".

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*".

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).

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 ($\overline{Y}$), хоча 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: 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: 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: 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: 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).

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).

Дякую за увагу!!!